

Inżynieria wsteczna dla początkujących

(Rozumienie języka maszynowego)

Dlaczego aż dwa tytuły? Przeczytaj tutaj: [on page vi](#).

Dennis Yurichev

[my emails](#)



©2013-2022, Dennis Yurichev.

To dzieło jest na licencji Creative Commons Attribution-ShareAlike 4.0 International (CC BY-SA 4.0). Kopia licencji do wglądu znajduje się na <https://creativecommons.org/licenses/by-sa/4.0/>.

Wersja tekstu (23 października 2025).

Aktualna wersja (a także wersja rosyjska) tego tekstu znajduje się na <https://beginners.re/>.

Skrócony spis treści

1 Przykłady kodu	1
2 Polish text placeholder	143
3	144
4 Java	145
5	146
6	147
7 Książki/blogi warte przeczytania	148
Użyte akronimy	153
Słownik terminów	156
Indeks	158

Spis treści

1 Przykłady kodu	1
1.1 Metoda	1
1.2 Niektóre podstawowe pojęcia	2

	iii
1.2.1 Krótkie wprowadzenie do CPU	2
1.2.2 Systemy liczbowe	4
1.3 Pusta funkcja	8
1.3.1 x86	8
1.3.2 ARM	8
1.3.3 MIPS	8
1.3.4 Puste funkcje w praktyce	9
1.4 Zwracanie wartości	10
1.4.1 x86	10
1.4.2 ARM	10
1.4.3 MIPS	11
1.5 Hello, world!	12
1.5.1 x86	12
1.5.2 x86-64	20
1.5.3 ARM	25
1.5.4 MIPS	34
1.5.5 Wnioski	40
1.5.6 Ćwiczenia	40
1.6 Prolog i epilog funkcji	40
1.6.1 Rekurencja	41
1.7 Pusta funkcja raz jeszcze	41
1.8 Zwracanie wartości raz jeszcze	41
1.9 Stos	42
1.9.1 Dlaczego stos rośnie w dół?	42
1.9.2 Do czego wykorzystywany jest stos?	43
1.9.3 Struktura typowego stosu	52
1.9.4 Śmieci na stosie	52
1.9.5 Ćwiczenia	57
1.10 Funkcja niemal pusta	57
1.11 printf() z wieloma argumentami	58
1.11.1 x86	58
1.11.2 ARM	72
1.11.3 MIPS	80
1.11.4 Wnioski	88
1.11.5 Przy okazji	89
1.12 scanf()	89
1.12.1 Prosty przykład	90
1.12.2 Popularny błąd	101
1.12.3 Zmienne globalne	102
1.12.4 scanf()	113
1.12.5 Ćwiczenie	128
1.13 Warto zauważyć: zmienne globalne vs zmienne lokalne	128
1.14 Dostęp do przekazanych argumentów	128
1.14.1 x86	128
1.14.2 x64	131
1.14.3 ARM	135
1.15 switch()/case/default	139
1.15.1	139
1.15.2 Ćwiczenia	139

1.16	Loops	140
1.16.1	Ćwiczenia	140
1.17	More about strings	140
1.17.1	strlen()	140
1.18	Replacing arithmetic instructions to other ones	140
1.18.1	Ćwiczenie	140
1.19	Arrays	140
1.19.1		140
1.19.2		141
1.19.3	Wnioski	141
1.19.4	Ćwiczenia	141
1.20	Structures	141
1.20.1	UNIX: struct tm	141
1.20.2		141
1.20.3	Ćwiczenia	141
1.21		142
1.21.1		142
2	Polish text placeholder	143
3		144
4	Java	145
4.1	Java	145
4.1.1		145
4.1.2		145
4.1.3		145
5		146
5.1	Linux	146
5.2	Windows NT	146
5.2.1	Windows SEH	146
5.3		146
5.4		146
6		147
7	Książki/blogi warte przeczytania	148
7.1	Książki i inne materiały	148
7.1.1	Inżynieria wsteczna	148
7.1.2	Windows	148
7.1.3	C/C++	149
7.1.4	x86 / x86-64	149
7.1.5	ARM	149
7.1.6	Język maszynowy	150
7.1.7	Java	150
7.1.8	UNIX	150
7.1.9	Programowanie	150
7.1.10		150
7.1.11	Coś jeszcze prostszego	150

Użyte akronimy	153
Słownik terminów	156
Indeks	158

Przedmowa

Skąd dwa tytuły?

W latach 2014-2018 książka nosiła tytuł "Inżynieria wsteczna dla początkujących" ale zawsze podejrzewałem, że zawęży to grono czytelników.

Ludzie zajmujący się bezpieczeństwem informacji (infosec) wiedzą o inżynierii wstecznej, jednak rzadko kiedy słyszałem, by używali słowa assembler.

Podobnie, termin "inżynieria wsteczna" jest nieco tajemniczy dla ogólnego grona programistów, jednak wiedzą oni o istnieniu assemblera.

W lipcu 2018 roku, w ramach eksperymentu, zmieniłem tytuł na "Język maszynowy dla początkujących" i umieściłem link na portalu Hacker News¹, i książka została ogólnie dobrze przyjęta.

Niech więc tak będzie, książka ma teraz dwa tytuły.

Zmieniłem jednak drugi tytuł na "Rozumienie kodu maszynowego", ponieważ ktoś już napisał książkę o tytule "Język maszynowy dla początkujących". Ludzie twierdzą, że "dla początkujących" brzmi odrobinę ironicznie jak na ~1000 stronicową książkę.

Dwie książki różnią się jedynie tytułem, nazwą pliku (UAL-XX.pdf versus RE4B-XX.pdf), URLelem i kilkoma pierwszymi stronami.

O inżynierii wstecznej

Termin „inżynieria wsteczna” ma kilka popularnych definicji:

- 1) inżynieria wsteczna oprogramowania; analiza skompilowanych programów;
- 2) skanowanie modelu w 3D, żeby następnie go skopiować;
- 3) odzyskiwanie struktury DBMS².

Nasza książka będzie powiązana z tą pierwszą definicją.

Pożądana wiedza

Podstawowa znajomość C PL³. Polecane materiały: [7.1.3 on page 149](#).

Ćwiczenia i zadania

...wszystkie są na osobnej stronie: <http://challenges.re>.

Pochwały dla książki

<https://beginners.re/#praise>.

¹<https://news.ycombinator.com/item?id=17549050>

²Database Management Systems

³Język programowania (Programming Language)

Uczelnie

Ta książka jest polecana przynajmniej na poniższych uczelniach: <https://beginners.re/#uni>.

Podziękowania

Za cierpliwe odpowiadanie na wszystkie moje pytania: SkullC0DEr.

Za wskazanie błędów i nieścisłości: Alexander Lysenko, Federico Ramondino, Mark Wilson, Razikhova Meiramgul Kayratovna, Anatoly Prokofiev, Kostya Begunets, Valentin "netch" Nechayev, Aleksandr Plakhov, Artem Metla, Alexander Yastrebov, Vlad Golovkin⁴, Evgeny Proshin, Alexander Myasnikov, Alexey Tretiakov, Oleg Peskov, Pavel Shakhov, Zhu Ruijin, Changmin Heo, Vitor Vidal, Stijn Crevits, Jean-Gregoire Foulon⁵, Ben L., Etienne Khan, Norbert Szetei⁶, Marc Remy, Michael Hansen, Derk Barten, The Renaissance⁷, Hugo Chan, Emil Mursalimov, Tanner Hoke, Tan90909090@GitHub, Ole Petter Orhagen, Sourav Punoriyar, Vitor Oliveira, Alexis Ehret, Maxim Shlochiski, Greg Paton, Pierrick Lebourgeois, Abdullah Alomair, Bobby Battista, Ashod Nakashian, Billy, Hongyi Lu, Abdallah Alsamman, Samuel Allan.

Za inną pomoc: Andrew Zubinski, Arnaud Patard (rtp on #debian-arm IRC), noshadow on #gcc IRC, Aliaksandr Autayeu, Mohsen Mostafa Jokar, Peter Sovietov, Misha "tiphareth" Verbitsky.

Za przetłumaczenie tej książki na język chiński uproszczony: Antiy Labs (antiy.cn), Archer.

Za tłumaczenie na język koreański: Byungho Min.

Za tłumaczenie na język holenderski: Cedric Sambre (AKA Midas).

Za tłumaczenie na język hiszpański: Diego Boy, Luis Alberto Espinosa Calvo, Fernando Guida, Diogo Mussi, Patricio Galdames, Emiliano Estevarena.

Za tłumaczenie na język portugalski: Thales Stevan de A. Gois, Diogo Mussi, Luiz Filipe, Primo David Santini.

Za tłumaczenie na język włoski: Federico Ramondino⁸, Paolo Stivanin⁹, twyK, Fabrizio Bertone, Matteo Sticco, Marco Negro¹⁰, bluepulsar.

Za tłumaczenie na język francuski: Florent Besnard¹¹, Marc Remy¹², Baudouin Landais, Téo Dacquet¹³, BlueSkeye@GitHub¹⁴.

⁴goto-vlad@github

⁵<https://github.com/pixjuan>

⁶<https://github.com/73696e65>

⁷<https://github.com/TheRenaissance>

⁸<https://github.com/pinkrab>

⁹<https://github.com/paolostivanin>

¹⁰<https://github.com/Internaut401>

¹¹<https://github.com/besnardf>

¹²<https://github.com/mremy>

¹³<https://github.com/T30rix>

¹⁴<https://github.com/BlueSkeye>

Za tłumaczenie na język niemiecki: Dennis Siekmeier¹⁵, Julius Angres¹⁶, Dirk Loser¹⁷, Clemens Tamme, Philipp Schweinzer, Tobias Deiminger.

Za tłumaczenie na język polski: Kateryna Rozanova, Aleksander Mistewicz, Wiktoria Lewicka, Marcin Sokołowski.

Za tłumaczenie na język japoński: shmz@github¹⁸, 4ryuJP@github¹⁹.

Za korektę: Vladimir Botov, Andrei Brazhuk, Mark “Logxen” Cooper, Yuan Jochen Kang, Mal Malakov, Lewis Porter, Jarle Thorsen, Hong Xie.

Vasil Kolev²⁰ wprowadził wiele poprawek i wskazał sporo błędów.

Dziękuję również wszystkim użytkownikom z github.com za ich komentarze i poprawki.

Użyłem wielu pakietów $\LaTeX$. Chciałbym podziękować również ich autorom.

Darczyńcy

Tym wszystkim, którzy mnie wspierali w czasie pisania tej książki:

2 * Oleg Vygovsky (50+100 UAH), Daniel Bilar (\$50), James Truscott (\$4.5), Luis Rocha (\$63), Joris van de Vis (\$127), Richard S Shultz (\$20), Jang Minchang (\$20), Shade Atlas (5 AUD), Yao Xiao (\$10), Pawel Szczur (40 CHF), Justin Simms (\$20), Shawn the Rock (\$27), Ki Chan Ahn (\$50), Triop AB (100 SEK), Ange Albertini (€10+50), Sergey Lukianov (300 RUR), Ludvig Gislason (200 SEK), Gérard Labadie (€40), Sergey Volchkov (10 AUD), Vankayala Vigneswararao (\$50), Philippe Teuwen (\$4), Martin Haeberli (\$10), Victor Cazacov (€5), Tobias Sturzenegger (10 CHF), Sonny Thai (\$15), Bayna AlZaabi (\$75), Redfive B.V. (€25), Joona Oskari Heikkilä (€5), Marshall Bishop (\$50), Nicolas Werner (€12), Jeremy Brown (\$100), Alexandre Borges (\$25), Vladimir Dikovski (€50), Jiarui Hong (100.00 SEK), Jim Di (500 RUR), Tan Vincent (\$30), Sri Harsha Kandrakota (10 AUD), Pillay Harish (10 SGD), Timur Valiev (230 RUR), Carlos Garcia Prado (€10), Salikov Alexander (500 RUR), Oliver Whitehouse (30 GBP), Katy Moe (\$14), Maxim Dyakonov (\$3), Sebastian Aguilera (€20), Hans-Martin Münch (€15), Jarle Thorsen (100 NOK), Vitaly Osipov (\$100), Yuri Romanov (1000 RUR), Aliaksandr Autayeu (€10), Tudor Azoitei (\$40), Z0vsky (€10), Yu Dai (\$10), Anonymous (\$15), Vladislav Chelnokov (\$25), Nenad Noveljic (\$50), Ryan Smith (\$25), Andreas Schommer (€5), Nikolay Gavrilov (\$300), Ernesto Bonev Reynoso (\$30).

bardzo dziękuję.

mini-FAQ

Q: Czy ta książka jest prostsza niż inne?

A: Nie, poziom trudności jest mniej więcej taki sam jak innych książek na ten temat.

¹⁵<https://github.com/DSiekmeier>

¹⁶<https://github.com/JAngres>

¹⁷<https://github.com/PolymathMonkey>

¹⁸<https://github.com/shmz>

¹⁹<https://github.com/4ryuJP>

²⁰<https://vasil.ludost.net/>

Q: Obawiam się zacząć czytać tę książkę, ma ponad 1000 stron. "... dla początkujących" w nazwie brzmi nieco ironicznie.

A: Wszelkiego rodzaju kody źródłowe stanowią większość tej książki. Ta książka naprawdę jest dla początkujących, wiele w niej (jeszcze) brakuje.

Q: Co trzeba wiedzieć zanim się przystąpi do czytania książki?

A: Umiejętności C/C++ są pożądane, ale nie są niezbędne.

Q: Czy powinienem uczyć się jednocześnie x86/x64/ARM i MIPS? Czy to nie za dużo?

A: Myślę, że na początek wystarczy czytać tylko o x86/x64, części o ARM i MIPS można pominąć.

Q: Czy można zakupić książki w wersji papierowej w języku rosyjskim lub angielskim?

A: Niestety nie, żaden wydawca jeszcze się nie zainteresował wydaniem rosyjskiej lub angielskiej wersji. Natomiast można ją wydrukować i zbindować w każdym ksero. https://yurichev.com/news/20200222_printed_RE4B/.

Q: Czy istnieje wersja epub/mobi?

A: Nie. W wielu miejscach książka korzysta z hacków specyficznych dla TeXa/LaTeXa, dlatego przerobienie jej na HTML (epub/mobi to jest HTML) nie jest łatwe.

Q: Po co uczyć się asemblera w dzisiejszych czasach?

A: Jeśli nie jest się programistą ^{OS²¹}, to prawdopodobnie nie trzeba nic pisać w asemblerze: współczesne kompilatory optymalizują kod lepiej niż człowiek ²².

Do tego współczesne ^{CPU²³} są bardzo skomplikowanymi urządzeniami i znajomość asemblera nie pomoże poznać ich mechanizmów wewnętrznych.

Jednak zostają dwa obszary, w których dobra znajomość asemblera może być pomocna: 1) badanie malware (złośliwego oprogramowania) w celu jego analizy ; 2) lepsze zrozumienie skompilowanego kodu w trakcie debuggowania.

Wobec tego ta książka jest napisana dla tych ludzi, którzy raczej chcą rozumieć asembler, a nie w nim pisać. Stąd jest w niej bardzo dużo przykładów - wyjść kompilatora.

Q: Kliknąłem w odnośnik wewnątrz pliku PDF, jak teraz wrócić?

A: W Adobe Acrobat Reader trzeba wcisnąć Alt+LeftArrow. W Evince wcisnąć "<".

Q: Czy mogę wydrukować tę książkę? Korzystać z niej do nauczania?

A: Oczywiście, właśnie dlatego ta książka ma licencję Creative Commons (CC BY-SA 4.0).

Q: Dlaczego ta książka jest darmowa? Wykonałeś świetną robotę. To podejrzane, podobnie jak z innymi rzeczami za darmo.

²¹System operacyjny (Operating System)

²²Bardzo ciekawy artykuł na ten temat: [Agner Fog, *The microarchitecture of Intel, AMD and VIA CPUs*, (2016)]

²³Central Processing Unit

A: Moim zdaniem autorzy literatury technicznej robią to dla autoreklamy. Taka praca nie przynosi za dużo pieniędzy.

Q: Jak znaleźć pracę w zawodzie reverse engineer?

A: Na reddit (RE²⁴), od czasu od czasu pojawiają się wątki poszukiwania pracowników. Możesz spróbować tam poszukać.

Q: Mam pytanie...

A: Napisz do mnie maila ([my emails](#)).

O tłumaczeniu na język koreański

W styczniu 2015, wydawnictwo Acorn (www.acornpub.co.kr) z Korei Południowej wykonało ciężką pracę, żeby przetłumaczyć i wydać moją książkę (stanem na sierpień 2014) w języku koreańskim. Jest ona teraz dostępna na [ich stronie](#).

Tłumaczył Byungho Min ([twitter/tais9](https://twitter.com/tais9)). Okładka namalował mój dobry przyjaciel, artysta, Andy Nechaevsky [facebook/andydinka](https://facebook.com/andydinka).

Acorn również ma prawa autorskie do tłumaczenia koreańskiego. Jakbyście chcieli mieć *prawdziwą* książkę w języku koreańskim i chcielibyście wesprzeć moją pracę, możecie ją kupić.

O tłumaczeniu na język perski (farsi)

W roku 2016 książkę przetłumaczył Mohsen Mostafa Jokar (znany w irańskiej społeczności z tłumaczenia instrukcji do Radare²⁵) Książka jest dostępna na stronie wydawnictwa ²⁶ (Pendare Pars).

Pierwsze 40 stron: <https://beginners.re/farsi.pdf>.

Pozycja książki w Narodowej Bibliotece Iranu: <http://opac.nlai.ir/opac-prod/bibliographic/4473995>.

O tłumaczeniu na język chiński

W kwietniu 2017, wydawnictwo PTPress skończyło tłumaczenie mojej książki na język chiński. Mają również prawo autorskie do tłumaczenia chińskiego.

Chińskie tłumaczenie można zamówić tutaj: <http://www.epubit.com.cn/book/details/4174>. Recenzje i historię tłumaczenia można znaleźć tutaj: <http://www.cptoday.cn/news/detail/3155>.

Głównym tłumaczem był Archer, u którego mam teraz dług wdzięczności. Był bardzo dociekliwy i znalazł w książce sporo bugów i błędów, co jest szczególnie ważne w literaturze, której dotyczy ta książka.

Będę polecał go również innym autorom!

²⁴reddit.com/r/ReverseEngineering/

²⁵<http://rada.re/get/radare2book-persian.pdf>

²⁶<http://goo.gl/2Tzx0H>

Chłopaki z [Antiy Labs](#) również pomogli z tłumaczeniem. [Tutaj słowo wstępne](#) napisane przez nich.

Rozdział 1

Przykłady kodu

1.1 Metoda

Kiedy autor tej książki uczył się C, a później C++, pisał niewielkie kawałki kodu, kompilował i patrzył jak wyglądają w assemblerze. Tak było o wiele łatwiej zrozumieć co się dzieje w programie.¹ Robił to wystarczająco dużo razy, żeby związek między kodem w C/C++ a tym co generuje kompilator wbił się w jego podświadomość bardzo głęboko. Dzięki temu łatwo mu określić zgrubną strukturę kodu w C, patrząc na kod assemblera. Możliwe, że ta metoda pomoże komuś jeszcze.

Czasami wykorzystam stare kompilatory, żeby otrzymać bardzo krótki lub prosty kawałek kodu.

Przy okazji, jest świetna strona, gdzie możesz zrobić to samo, używając różnych kompilatorów - bez konieczności instalowania ich u siebie: <http://godbolt.org/>.

Ćwiczenia

Kiedy autor tej książki uczył się assemblera, często kompilował krótkie funkcje w C i przepisywał je stopniowo na assemblera, starając się uzyskać jak najkrótszy kodu. Prawdopodobnie nie warto tego robić w praktycznych zastosowaniach, ponieważ trudno jest konkurować ze współczesnymi kompilatorami pod względem wydajności. Jest to jednak bardzo dobry sposób na zrozumienie assemblera. Możesz wziąć dowolny fragment kodu w assemblerze z tej książki i postarać się uczynić go krótszym. Ale nie zapomnij przetestować swojego rezultatu.

Poziomy optymalizacji i debuggowanie

Kod źródłowy można kompilować różnymi kompilatorami z różnymi poziomami optymalizacji. W typowym kompilatorze jest tych poziomów około trzech, gdzie poziom

¹Szczerze mówiąc, dalej tak robi, kiedy nie rozumie jak jakiś kod działa. Ostatni przykład, z 2019 roku: `p += p+(i&1)+2; z "SAT0W"`, SAT-solvera autorstwa D. Knutha.

zerowy oznacza wyłączoną optymalizację. Optymalizować można rozmiar programu lub jego szybkość. Kompilator, który nie dokonuje optymalizacji, działa szybciej i generuje bardziej przejrzysty kod (choć i większy objętościowo). Kompilator, który dokonuje optymalizacji, działa wolniej i stara się wygenerować jak najszybszy kod (co nie zawsze znaczy, że kod będzie krótszy). Obok poziomów i kierunków optymalizacji kompilator może załączać do pliku wynikowego dodatkowe informacje dla debuggera, tworząc w ten sposób kod, który jest prostszy w debuggowaniu. Bardzo ważną cechą kodu debuggowanego jest to, że może on zawierać powiązanie między każdą linią kodu źródłowego a adresem w kodzie maszynowym. Kompilatory, dokonując optymalizacji, zwykle generują kod, gdzie całe linie kodu źródłowego mogą zostać pominięte nie będą nawet widoczne w kodzie maszynowym. Praktykujący reverse engineer z reguły ma styczność z obiema wersjami, jako że niektórzy developerzy włączają optymalizację, a niektórzy - nie.

Dlatego będziemy pracować z przykładami kodu w obu wariantach.

1.2 Niektóre podstawowe pojęcia

1.2.1 Krótkie wprowadzenie do CPU

CPU (procesor) jest urządzeniem, które wykonuje bezpośrednio kod maszynowy programu.

Terminologia:

Instrukcja : prymitywny rozkaz **CPU**. Najprostsze przykłady: przenoszenie (kopowanie) danych między rejestrami, korzystanie z pamięci (zapis/odczyt), proste operacje arytmetyczne.

Z reguły każdy **CPU** ma swój zestaw instrukcji (**ISA**²).

Kod maszynowy : kod wykonywany bezpośrednio przez **CPU**. Każda instrukcja kodu maszynowego zwykle jest kodowana za pomocą kilku bajtów.

Język assemblera : kod maszynowy plus niektóre rozszerzenia (np. makra), stworzone po to, żeby ułatwić pracę programiście.

Rejestr CPU : Każdy **CPU** ma swój zestaw rejestrów ogólnego przeznaczenia (**GPR**³). ≈ 8 w x86, ≈ 16 w x86-64 i ≈ 16 w ARM. Najłatwiej myśleć o rejestrze jak o zmiennej tymczasowej bez określonego typu. Wyobraź sobie, że pisząc w języku wyższego poziomu, masz dostępnych tylko 8 zmiennych o szerokości 32 (lub 64) bitów. Te 8 zmiennych to właśnie rejestry. Wbrew pozorom można z nimi naprawdę wiele zrobić!

Dlaczego występują języki niższego i wyższego poziomu? Odpowiedź jest prosta: ludzie i procesory różnią się między sobą - dla człowieka jest o wiele łatwiej pisać w wysokopoziomym języku programowania typu C/C++, Java czy Python, a dla procesora łatwiej jest pracować na niższym poziomie abstrakcji. Zapewne można by zbudować procesor, który wykonywałby kod wysokiego poziomu, ale jego budowa byłaby dużo bardziej skomplikowana niż budowa procesorów jakie obecnie znamy.

²Instruction Set Architecture (architektura listy rozkazów)

³General Purpose Registers (rejestry ogólnego przeznaczenia)

I odwrotnie, pisanie w języku asemblera jest dla ludzi bardzo niewygodne, z uwagi na jego niski poziom i trudność kodowania bez popełniania całej masy drobnych błędów. Program, który potrafi konwertować język wysokiego poziomu na kod asemblera, nazywamy *kompilatorem*.

Kilka słów o różnicy między ISA

x86 od zawsze zawierało instrukcje o różnej długości, więc kiedy nadeszła era 64-bitowej architektury, rozszerzenia x64 nie wpłynęły znacząco na ISA.

ARM to procesor RISC⁴ zaprojektowany tak, żeby zawierał wszystkie instrukcje tej samej długości, co miało sporo zalet w przeszłości. Na samym początku wszystkie instrukcje ARM były kodowane na czterech bajtach (obecnie „tryb ARM”)⁵.

Później się okazało, że nie jest to zbyt ekonomiczne, bo najczęściej używane przez procesor instrukcje⁶ mogą być zakodowane z wykorzystaniem mniejszej ilości informacji. Więc dodano inną ISA o nazwie „Thumb”, gdzie każda instrukcja jest kodowana za pomocą tylko 2 bajtów. Jednak nie wszystkie instrukcje ARM mogą być zakodowane na 2 bajtach, więc zestaw instrukcji Thumb jest ograniczony. Kod skompilowany dla trybu ARM i Thumb może współdziałać w jednym programie.

Później twórcy ARM stwierdzili, że Thumb można rozszerzyć: tak pojawił się Thumb-2 (w ARMv7). Thumb-2 to wciąż dwubajtowe instrukcje, ale niektóre nowe instrukcje mają długość 4 bajtów. Szeroko rozpowszechnioną i błędną opinią jest to, że Thumb-2 to mieszanina ARM i Thumb. Tryb Thumb-2 został rozszerzony w celu wsparcia dla wszystkich możliwości procesora, by mógł konkurować z trybem ARM—co zostało w pełni osiągnięte, gdyż większość aplikacji na urządzenia iPod/iPhone/iPad są skompilowane dla zestawu instrukcji Thumb-2, (trzeba przyznać, że w dużej mierze jest to zasługa Xcode, który robi to domyślnie).

Później pojawił się 64-bitowy ARM. Jest to ISA znowu z 4-bajtowymi instrukcjami, bez dodatkowego trybu Thumb. Jednak nowe 64-bitowe wymagania wpłynęły na ISA tak, że obecnie mamy 3 zestawy instrukcji ARM: tryb ARM, tryb Thumb/Thumb-2 i ARM64. Te zestawy instrukcji częściowo się pokrywają, ale można powiedzieć, że są to różne zestawy a nie wariacje tego samego ISA. W tej książce postaramy się zaprezentować fragmenty kodu we wszystkich trzech trybach ISA. Istnieje jeszcze wiele innych RISC ISA z instrukcjami 32-bitowej długości — np. MIPS, PowerPC i Alpha AXP.

⁴Reduced Instruction Set Computing

⁵Instrukcje o stałym rozmiarze są wygodne, bo dzięki temu można łatwo znaleźć adres następnej (lub poprzedniej) instrukcji. Dokładniejsze wyjaśnienie znajduje się w sekcji o operatorze switch() (?? on page ??).

⁶Są nimi MOV/PUSH/CALL/Jcc

1.2.2 Systemy liczbowe

Nowadays octal numbers seem to be used for exactly one purpose—file permissions on POSIX systems—but hexadecimal numbers are widely used to emphasize the bit pattern of a number over its numeric value.

Alan A. A. Donovan, Brian W. Kernighan —
The Go Programming Language

Ludzie przyzwyczaili się do systemu dziesiętnego prawdopodobnie dlatego, że każdy ma 10 palców. Natomiast liczba 10 nie odgrywa szczególnej roli w nauce i matematyce. Binarny (dwójkowy) system liczbowy jest naturalny dla techniki cyfrowej i elektroniki: 0 oznacza brak prądu, a 1 — jego obecność. 10 w systemie binarnym to 2 w dziesiętnym; 100 w binarnym to 4 w dziesiętnym, itd.

Jeżeli w systemie liczbowym jest 10 znaków, jego *podstawa* (ang. *radix* lub *base*) to 10. System dwójkowy ma *podstawę* 2.

Ważne rzeczy, które warto sobie przypomnieć:

1) *liczba* jest liczbą, natomiast *cyfra* to umowny znak pisarski służący do zapisywania liczb; 2) sama w sobie liczba się nie zmienia przy przeliczaniu z jednego systemu na inny: zmienia się tylko sposób jej zapisu (lub reprezentacja w pamięci).

Jak skonwertować liczbę z jednego systemu na drugi?

Z notacji pozycyjnej korzysta się prawie wszędzie, to znaczy, że każda cyfra posiada swoją wagę w zależności od jej usytuowania wewnątrz liczby. Jeżeli 2 znajduje się na ostatnim miejscu od prawej, jest to 2. Jeżeli jest ona usytuowana w miejscu przedostatnim, jest to 20.

Co oznacza zapis 1234?

$$10^3 \cdot 1 + 10^2 \cdot 2 + 10^1 \cdot 3 + 1 \cdot 4 = 1234 \text{ lub } 1000 \cdot 1 + 100 \cdot 2 + 10 \cdot 3 + 4 = 1234$$

Tak samo to wygląda w przypadku liczb binarnych, tyle że podstawą jest 2, a nie 10. Co oznacza zapis 0b101011?

$$2^5 \cdot 1 + 2^4 \cdot 0 + 2^3 \cdot 1 + 2^2 \cdot 0 + 2^1 \cdot 1 + 2^0 \cdot 1 = 43 \text{ lub } 32 \cdot 1 + 16 \cdot 0 + 8 \cdot 1 + 4 \cdot 0 + 2 \cdot 1 + 1 = 43$$

Notację pozycyjną można przeciwstawić notacji niepozycyjnej, np. rzymskiej.⁷ Prawdopodobnie ludzkość przeszła na notację pozycyjną, ponieważ w ten sposób łatwiej jest wykonywać proste operacje (dodawanie, mnożenie, itd.) na papierze, ręcznie.

Liczby binarne również można pisemnie dodawać, odejmować itd., dokładnie tak samo jak uczy się tego w szkole, tylko z użyciem dwóch cyfr.

Liczby w zapisie binarnym są nieporęczne, kiedy stosuje się je w kodzie źródłowym i zrzutach pamięci, dlatego w tych miejscach używa się systemu szesnastkowego (heksadecymalnego), o podstawie 16. System szesnastkowy używa szesnastu cyfr - znaków 0-9 oraz A-F. Każda cyfra zajmuje 4 bity lub 4 cyfry w systemie binarnym,

⁷O ewolucji systemów liczbowych przeczytasz w [Donald E. Knuth, *The Art of Computer Programming*, Volume 2, 3rd ed., (1997), 195-213.]

więc łatwo można konwertować z reprezentacji binarnej na szesnastkową i odwrotnie, nawet w pamięci.

szesnastkowy	binarny	dziesiętny
0	0000	0
1	0001	1
2	0010	2
3	0011	3
4	0100	4
5	0101	5
6	0110	6
7	0111	7
8	1000	8
9	1001	9
A	1010	10
B	1011	11
C	1100	12
D	1101	13
E	1110	14
F	1111	15

Jak rozpoznać w jakim systemie zapisana jest konkretna liczba?

Liczby dziesiętne z reguły są zapisywane tradycyjnie, czyli 1234. Ale niektóre assembly pozwalają podkreślić to przez sufix "d": 1234d.

Do liczb binarnych czasami dodaje się prefiks "0b": 0b100110111 (W GCC⁸ istnieje do tego niestandardowe rozszerzenie⁹). Jest jeszcze inny sposób: sufix "b", np: 100110111b. W tej książce będę się trzymał konwencji prefiksowej "0b" dla liczb binarnych.

Liczby szesnastkowe mają prefiks "0x" w C/C++ i niektórych innych PL: 0x1234ABCD. Lub mają sufix "h": 1234ABCDh — zwykle są w ten sposób reprezentowane w assemblyach lub debuggerach. W tej konwencji, jeśli liczba zaczyna się od A..F, przed nimi dopisuje się 0: 0ABCDEFh. Za czasów 8-bitowych komputerów domowych był również sposób zapisu liczb za pomocą prefiksu \$, np., \$ABCD. W tej książce będę się trzymał prefiksu "0x" dla liczb szesnastkowych.

Czy trzeba umieć konwertować liczby w głowie? Tablicę liczb szesnastkowych składających się z jednej cyfry łatwo zapamiętać, ale raczej nie warto zapamiętywać większych liczb.

Prawdopodobnie najczęściej liczby szesnastkowe są spotykane w URL¹⁰-ach. W ten sposób są kodowane litery spoza alfabetu łacińskiego. Np.: <https://en.wiktionary.org/wiki/na%C3%AFvet%C3%A9> to URL strony w Wiktionary o słowie „naïveté”.

⁸GNU Compiler Collection

⁹<https://gcc.gnu.org/onlinedocs/gcc/Binary-constants.html>

¹⁰Uniform Resource Locator

System ósemkowy

Jeszcze jeden system, z którego często korzystało się w informatyce w przeszłości to system oktalny. System oktalny ma 8 cyfr (0-7), każda opisująca 3 bity, więc łatwo przeliczać liczbę na inne systemy, w obie strony. Ten system prawie wszędzie został zastąpiony przez szesnastkowy, ale, o dziwo, w systemach *NIX nadal jest program korzystający z systemu ósemkowego: `chmod`.

Jak wiedzą użytkownicy systemów *NIX, argumentem `chmod` jest liczba składająca się z 3 cyfr. Pierwsza cyfra określa uprawnienia właściciela pliku, druga - to uprawnienia grupy (do której plik należy), trzecia dla reszty użytkowników. Każda cyfra może być przedstawiona binarnie:

dziesiętny	binarny	znaczenie
7	111	rwX
6	110	rw-
5	101	r-X
4	100	r--
3	011	-wX
2	010	-w-
1	001	--X
0	000	---

Więc każdy bit jest powiązany z flagą: read/write/execute (prawo do odczytu/zapisu/wykonania).

Właśnie dlatego wspominałem o `chmod` — liczba, będąca argumentem, może być reprezentowana w systemie ósemkowym. Na przykład weźmy 644. Kiedy uruchamiasz `chmod 644 file`, ustawiasz uprawnienia read/write (odczyt zapis) dla właściciela, uprawnienia read (zapis) dla grupy i read dla wszystkich innych użytkowników. Jeśli skonwertujemy liczbę 644 z systemu ósemkowego na binarny, to otrzymamy 110100100, lub (w grupach po 3 bity) 110 100 100.

Teraz widzimy, że każda 'trójka' opisuje uprawnienia dla właściciela/grupy/reszty: pierwsza `rw-`, druga to `r--` i trzecia to `r--`.

System ósemkowy był również popularny na starych komputerach, jak PDP-8, dlatego że słowo (podstawowa porcja informacji) mogło składać się 12, 24 lub 36 bitów, a wszystkie te liczby są podzielne przez 3, więc wybór systemu ósemkowego był całkiem logiczny. Obecnie wszystkie popularne komputery mają słowa/adresy 16-, 32- lub 64-bitowe i wszystkie te liczby są podzielne przez 4, więc system szesnastkowy jest wygodniejszy.

System ósemkowy jest wspierany przez wszystkie standardowe kompilatory C/C++. Czasami jest to źródłem nieporozumień, dlatego że liczby ósemkowe są kodowane z zerem z przodu, na przykład: 0377 to 255. Gdy pomylisz się i napiszesz "09" zamiast 9, to kompilator zgłosi błąd. GCC może zwrócić podobny komunikat :
error: invalid digit "9" in octal constant.

System ósemkowy jest również popularny w Javie. Gdy [IDA¹¹](#) wyświetla string ze znakami niedrukowalnymi, są one zakodowane w systemie ósemkowym (a nie szesnastkowym). Dekompilator JAD zachowuje się w taki sam sposób.

Podzielność

Kiedy widzisz liczbę 120, to można szybko się zorientować, że jest ona podzielna przez 10, dlatego że ostatnią cyfrą jest 0. Podobnie, 123400 jest podzielne przez 100, bo ostatnie dwie cyfry są zerami.

Analogicznie liczba szesnastkowa 0x1230 jest podzielna przez 0x10 (16 w systemie dziesiętnym), 0x123000 jest podzielne przez 0x1000 (4096 w systemie dziesiętnym), itd.

Liczba binarna 0b1000101000 jest podzielna przez 0b1000 (8), itd.

Tę właściwość można wykorzystać, żeby szybko sprawdzić czy jakiś adres lub rozmiar bloku jest wyrównany do pewnej granicy (czy rozmiar bloku jest całkowitą krotnością długości słowa, np. krotnością 32 bitów). Na przykład sekcje w plikach [PE¹²](#) prawie zawsze zaczynają się od adresów kończących się trzema szesnastkowymi zerami: 0x41000, 0x10001000, itd., gdyż prawie wszystkie sekcje w plikach [PE](#) są wyrównane do granicy 0x1000 (4096) bajtów.

Arytmetyka wielokrotnej precyzji a podstawa

Arytmetyka wielokrotnej precyzji (multi-precision arithmetic) może operować na dowolnie dużych liczbach, które mogą być przechowywane w kilku bajtach. Na przykład klucze RSA, zarówno prywatne jak i publiczne, mogą zajmować 4096 bitów a nawet więcej.

W [Donald E. Knuth, *The Art of Computer Programming*, Volume 2, 3rd ed., (1997), 265] przedstawiono ideę: kiedy przechowuje się liczbę wielokrotnej precyzji w kilku bajtach, cała liczba może być reprezentowana jako zapisana w systemie liczbowym o podstawie $2^8 = 256$, i każda cyfra reprezentuje jeden bajt. Podobnie, gdybyś liczbę wielokrotnej precyzji przechowywał w kilku 32-bitowych całkowitoliczbowych wartościach, każda cyfra byłaby reprezentowana przez 32-bitowy slot (4 bajty), i można by uważać tę liczbę za zapisaną w systemie o podstawie 2^{32} .

Wymowa liczb w systemach niedziesiętnych

Liczby zapisane w systemie o podstawie innej niż 10, zwykle wymawia się cyfra po cyfrze: "jeden-zero-zero-jeden-jeden-...". Nie używa się słów jak "dziesięć" czy "tysiąc" by przez pomyłkę nie potraktowano liczby jak zapisanej w systemie dziesiętnym.

Liczby zmiennoprzecinkowe

Żeby odróżniać liczby zmiennoprzecinkowe od całkowitoliczbowych, często na końcu dodaje się ".0", np. 0.0, 123.0, itd.

¹¹ Interaktywny deassembler i debugger rozwijany przez [Hex-Rays](#)

¹² Portable Executable (format plików wykonywalnych w systemach Windows)

1.3 Pusta funkcja

Najprostszą istniejącą funkcją jest funkcja, która nic nie robi:

Listing 1.1: Kod w C/C++

```
void f()
{
    return;
};
```

Skompilujmy ją!

1.3.1 x86

Dla x86 i MSVC, i GCC generują ten sam kod:

Listing 1.2: Optymalizujący GCC/MSVC (wyjście w assemblerze)

```
f:
    ret
```

Mamy tu tylko jedną instrukcję: RET, która jest instrukcją powrotu do [funkcji wywołującej](#).

1.3.2 ARM

Listing 1.3: Optymalizujący Keil 6/2013 (tryb ARM) (wyjście w assemblerze)

```
f    PROC
      BX      lr
      ENDP
```

Adres powrotu ([RA¹³](#)) w ARM zapisywany jest nie na stosie, a w rejestrze [LR¹⁴](#). Instrukcja BX LR, wykonując skok pod ten adres, zwraca sterowanie do funkcji wywołującej.

1.3.3 MIPS

Są dwie konwencje nazewnictwa rejestrów w architekturze MIPS: używająca numeru rejestru (od \$0 do \$31) lub nazwy umownej (\$V0, \$A0, itd.).

Wyjście assemblera w GCC pokazuje numery rejestrów

Listing 1.4: Optymalizujący GCC 4.4.5 (wyjście w assemblerze)

```
j      $31
nop
```

...a [IDA](#)— nazwy umowne:

¹³adres powrotu

¹⁴Link Register

Listing 1.5: Optymalizujący GCC 4.4.5 (IDA)

j	\$ra
nop	

Pierwsza instrukcja jest instrukcją skoku (J lub JR), która zwraca sterowanie do [funkcji wywołującej](#), skacząc pod adres w rejestrze \$31 (\$RA).

Jest to rejestr odpowiadający [LR](#) w ARM.

Druga instrukcja to [NOP¹⁵](#), która nic nie robi. Na razie możemy ją zignorować.

Jeszcze małe co nieco o konwencji nazewnictwa w MIPS

Nazwy rejestrów i instrukcji w MIPS tradycyjnie są zapisywane małymi literami, lecz my będziemy je zapisywać dużymi, dlatego że nazwy instrukcji i rejestrów innych [ISA](#) w tej książce są zapisywane dużymi.

1.3.4 Puste funkcje w praktyce

Mimo, że puste funkcje są bezużyteczne, są one dość często spotykane w niskopoziomym kodzie.

Po pierwsze, często spotykamy funkcje zapisujące szczegółowe informacje do logów, na przykład:

Listing 1.6: Kod w C/C++

```
void dbg_print (const char *fmt, ...)
{
#ifdef _DEBUG
    // otwórz plik z logami
    // zapisz do pliku z logami
    // zamknij plik z logami
#endif
};

void some_function()
{
    ...

    dbg_print ("we did something\n");

    ...
};
```

Przy kompilacji wersji programu przeznaczonej do wdrożenia, `_DEBUG` jest niezdefiniowane, więc funkcja `dbg_print()`, mimo, że jest wywoływana, będzie pusta.

Po drugie, popularnym sposobem na ochronę oprogramowania jest kompilacja kilku wersji: pierwsza dla legalnych konsumentów, druga - demonstracyjna. Demonstracyjna wersja może nie zawierać jakiejś ważnej funkcjonalności, na przykład:

¹⁵No Operation

Listing 1.7: Kod w C/C++

```
void save_file ()
{
#ifdef DEMO
    // kod realizujący zapis
#endif
};
```

Funkcja `save_file()` może być wywołana, kiedy użytkownik klika w menu `File->Save`. Wersja demo może zawierać wyłączony przycisk menu, ale nawet jeśli cracker go włączy, to zostanie wywoływana jedynie pusta funkcja, w której nie ma użytecznego kodu.

IDA oznacza takie funkcje jako `nullsub_00`, `nullsub_01`, itd.

1.4 Zwracanie wartości

Inną prostą funkcją jest taka, która zwraca stałą wartość.

Listing 1.8: Kod w C/C++

```
int f()
{
    return 123;
};
```

Skompilujmy ją.

1.4.1 x86

Poniżej efekt kompilacji z optymalizacją kompilatorami GCC i MSVC na x86:

Listing 1.9: Optymalizujący GCC/MSVC (wyjście w assemblerze)

```
f:
    mov eax, 123
    ret
```

Są tu tylko dwie instrukcje: pierwsza zapisuje wartość 123 do rejestru EAX, który umownie jest używany do przechowywania wartości zwracanej, a drugą jest RET, która zwraca sterowanie do [funkcji wywołującej](#).

Funkcja wywołująca pobierze wynik z rejestru EAX.

1.4.2 ARM

W kodzie maszynowym na ARM widać kilka różnic:

Listing 1.10: Optymalizujący Keil 6/2013 (tryb ARM) (wyjście w assemblerze)

```
f    PROC
```

```
MOV    r0,#0x7b ; 123
BX      lr
ENDP
```

ARM używa rejestru R0 do zwracania wartości z funkcji, więc 123 kopiowane jest do R0.

Warto zaznaczyć, że nazwa instrukcji MOV jest myląca, zarówno na x86 jak i na ARM. Dane nie są *przenoszone*, tylko *kopiowane*.

1.4.3 MIPS

Wyjście asemblera GCC oznacza rejestry numerami:

Listing 1.11: Optymalizujący GCC 4.4.5 (wyjście w asemblerze)

```
j      $31
li      $2,123          # 0x7b
```

...a IDA używa nazw umownych:

Listing 1.12: Optymalizujący GCC 4.4.5 (IDA)

```
jr      $ra
li      $v0, 0x7B
```

Rejestr \$2 (nazwa umowna - \$V0) używany jest do przechowywania wartości zwracanej z funkcji. LI to skrót od "Load Immediate" i w architekturze MIPS jest odpowiednikiem instrukcji MOV z x86.

Drugą instrukcją jest instrukcja skoku (J lub JR), która zwraca sterowanie do [funkcji wywołującej](#).

Możesz się zastanawiać, dlaczego instrukcje LI i J/JR są w odwrotnej kolejności. Jest to efekt optymalizacji przetwarzania potokowego w architekturze [RISC](#), zwanej „branch delay slot”.

Przyczyną wprowadzanie takiego rozwiązania jest dziwactwo w niektórych architekturach typu RISC i nie jest to dla nas istotne - po prostu przyjmijmy, że w asemblerze MIPS instrukcja następująca po instrukcji skoku jump/branch jest wykonywana przed samym skokiem.

W rezultacie instrukcje typu branch są zawsze zamienione z instrukcją, która jest wykonywana przed nimi.

W praktyce często występują funkcje, które jedynie zwracają 1 (*true* - *prawdę*) lub 0 (*false* - *fałsz*).

Najmniejsze UNIXowe narzędzia, `/bin/true` i `/bin/false` zwracają odpowiednio 0 i 1, jako kod wyjścia. (Zero, jako kod wyjścia, oznacza zwykle sukces, natomiast kod niezerowy oznacza błąd.)

1.5 Hello, world!

Przejdźmy do słynnego przykładu z książki [Brian W. Kernighan, Dennis M. Ritchie, *The C Programming Language*, 2ed, (1988)]:

Listing 1.13: Kod w C/C++

```
#include <stdio.h>

int main()
{
    printf("hello, world\n");
    return 0;
}
```

1.5.1 x86

MSVC

Skompilujmy kod w MSVC 2010:

```
cl 1.cpp /Fa1.asm
```

(Opcja /Fa oznacza wygenerowanie listingu w assemblerze)

Listing 1.14: MSVC 2010

```
CONST    SEGMENT
$SG3830 DB    'hello, world', 0AH, 00H
CONST    ENDS
PUBLIC   _main
EXTRN    _printf:PROC
; Function compile flags: /Odtp
_TEXT    SEGMENT
_main    PROC
        push    ebp
        mov     ebp, esp
        push    OFFSET $SG3830
        call    _printf
        add     esp, 4
        xor     eax, eax
        pop     ebp
        ret     0
_main    ENDP
_TEXT    ENDS
```

MSVC generuje listingi w składni Intel'a. Różnica między składnią Intel'a a AT&T będzie omówiona w in [1.5.1 on page 15](#).

Kompilator wygenerował plik 1.obj, który następnie będzie połączony konsolidatorem (ang. linker) w 1.exe. W naszym przypadku ten plik składa się z dwóch segmentów: CONST (dane-stałe) i _TEXT (kod).

łańcuch znaków `hello, world` w C/C++ ma typ `const char[]` [Bjarne Stroustrup, *The C++ Programming Language, 4th Edition*, (2013)p176, 7.3.2], jednak nie posiada nazwy. Kompilator potrzebuje nazwy, żeby z tym łańcuchem znaków pracować, dlatego nadaje mu własną nazwę - `$SG3830`.

Dlatego ten przykład można by zapisać w ten sposób:

```
#include <stdio.h>

const char $SG3830[]="hello, world\n";

int main()
{
    printf($SG3830);
    return 0;
}
```

Wróćmy do kodu w asemblerze. Jak widać, łańcuch znaków kończy się bajtem zerowym — jest to element standardu C/C++ o łańcuchach znaków. Więcej o łańcuchach znaków w C/C++: [?? on page ??](#).

W segmencie kodu `_TEXT` znajduje się na razie tylko jedna funkcja: `main()` i, jak prawie każda funkcja, zaczyna się od prologu a kończy się epilogiem ¹⁶.

Po prologu następuje wywołanie funkcji `printf()`:

`CALL _printf`. Przed tym wywołaniem adres łańcucha znaków (lub wskaźnik na niego) z naszym pozdrowieniem ("Hello, world!") odkładany jest na stos, za pomocą instrukcji `PUSH`.

Po tym jak funkcja `printf()` zwraca sterowanie do funkcji `main()`, adres łańcucha znaków (lub wskaźnik na niego) wciąż jest na stosie. Nie jest on dalej potrzebny, więc [wskaźnik wierzchołka stosu](#) (rejestr `ESP`) musi zostać poprawiony.

`ADD ESP, 4` oznacza: dodaj wartość 4 do rejestru `ESP`.

Dlaczego 4? Z racji tego, że jest to kod 32-bitowy, do przekazania adresu za pomocą stosu potrzebowaliśmy 4 bajtów. W x64 potrzebowalibyśmy 8 bajtów.

`ADD ESP, 4` jest równoważne instrukcji `POP register`, ale nie wykorzystuje dodatkowego rejestru ¹⁷. W pierwszym przypadku jedynie bezpośrednio manipulujemy na rejestrze `ESP` (wskaźniku wierzchołka stosu), a w drugim przypadku zdejmujemy ze stosu jeden element i odkładamy go do rejestru *register* a rejestr `ESP` zmienia się automatycznie.

Niektóre kompilatory, jak Intel C++ Compiler, w tej samej sytuacji mogą wygenerować `POP ECX` zamiast `ADD` (można to zaobserwować w kodzie Oracle RDBMS, gdyż jest on kompilowany właśnie tym kompilatorem). `POP ECX` oznacza zdjęcie elementu ze stosu i umieszczenie go w rejestrze `ECX`. Osiągnęliśmy taki sam efekt jak w przypadku instrukcji `ADD` (zmiana wskaźnika stosu), ale skutkiem ubocznym jest nadpisanie `ECX`.

Możliwe, że kompilator stosuje tu `POP ECX` dlatego, że ta instrukcja jest krótsza (1 bajt w przypadku `POP` kontra 3 bajty w przypadku `ADD`).

¹⁶Więcej o prologu i epilogu przeczytasz w sekcji [\(1.6 on page 40\)](#).

¹⁷Ale za to modyfikowany jest rejestr stanu

Poniżej przykład wykorzystania POP zamiast ADD z Oracle RDBMS:

Listing 1.15: Oracle RDBMS 10.2 Linux (plik app.o)

.text:0800029A	push	ebx
.text:0800029B	call	qksfroChild
.text:080002A0	pop	ecx

MSVC czasami zachowuje się tak samo.

Listing 1.16: Saper na systemie Windows 7 32-bit

.text:0102106F	push	0
.text:01021071	call	ds:time
.text:01021077	pop	ecx

Po wywołaniu `printf()` kod w C/C++ zawiera instrukcję `return 0` — zwróć 0 jako wynik funkcji `main()`.

W kodzie wygenerowanym robi to instrukcja `XOR EAX, EAX`.

`XOR`, jak można się domyśleć, to — „alternatywa wykluczająca”¹⁸, ale kompilatory często korzystają z niej zamiast z `MOV EAX, 0` — znów dlatego, że kod operacji (opcode) jest krótszy (2 bajty w `XOR` kontra 5 w `MOV`).

Niektóre kompilatory generują `SUB EAX, EAX`, co oznacza *odejmij wartość w EAX od wartości w EAX*, co w każdym przypadku da 0.

Ostatnia instrukcja `RET` zwraca sterowanie do funkcji wywołującej. Zwykle jest to kod C/C++ [CRT](#)¹⁹, który z kolei zwróci sterowanie do systemu operacyjnego.

GCC

Skompilujmy teraz ten sam kod za pomocą kompilatora GCC 4.4.1 na systemie Linux: `gcc 1.c -o 1`. Następnie za pomocą deasemblera [IDA](#) podejrzmy wynik kompilacji funkcji `main()`. [IDA](#), jak i MSVC, pokazują kod w składni Intel²⁰.

Listing 1.17: Kod w programie [IDA](#)

main	proc near
var_10	= dword ptr -10h
	push ebp
	mov ebp, esp
	and esp, 0FFFFFF0h
	sub esp, 10h
	mov eax, offset aHelloWorld ; "hello, world\n"
	mov [esp+10h+var_10], eax
	call _printf
	mov eax, 0

¹⁸[Wikipedia](#)

¹⁹C Runtime library

²⁰Można zmusić również GCC do generowania listingów w tym formacie, za pomocą opcji `-S -masm=intel`.

	leave
	ret
main	endp

Wynik jest prawie taki sam. Adres łańcucha znaków `hello, world`, leżącego w segmencie danych, najpierw zapisywany jest do `EAX`, a później odkładany na stos. Dodatkowo w prologu funkcji widzimy `AND ESP, 0FFFFFFF0h` — ta instrukcja wyrównuje `ESP` do granicy 16 bajtów. Dzięki temu wszystkie wartości na stosie będą również wyrównane w taki sam sposób (procesor pracuje efektywniej z adresami wyrównanymi do granicy 4 lub 16 bajtów.).

`SUB ESP, 10h` alokuje na stosie 16 bajtów. Choć tutaj wystarczyłyby 4 bajty, co będzie widoczne dalej.

Dzieje się tak dlatego, że ilość przydzielanego miejsca na stosie jest również wyrównywana do granicy 16 bajtów.

Adres łańcucha znaków (lub wskaźnik na niego) jest zatem odkładany prosto na stos, bez wykorzystywania instrukcji `PUSH`. `var_10` jest jednocześnie zmienną lokalną i argumentem dla funkcji `printf()`. Więcej na ten temat dowiesz się później.

Następnie jest wywoływana funkcja `printf()`.

W odróżnieniu od `MSVC`, `GCC` przy kompilacji z wyłączoną optymalizacją generuje `MOV EAX, 0` zamiast krótszego kod operacji (opcode).

Ostatnia instrukcja `LEAVE` — jest analogiczna do pary instrukcji `MOV ESP, EBP` i `POP EBP` — jest to powrót [wskaźnika stosu](#) i rejestru `EBP` do stanu początkowego. Jest to niezbędne, ponieważ na początku funkcji modyfikowaliśmy rejestry `ESP` i `EBP` (za pomocą `MOV EBP, ESP` / `AND ESP, ...`).

GCC: składnia AT&T

Sprawdźmy, jak będzie wyglądał listing w składni AT&T, która jest bardziej popularna w świecie UNIXa.

Listing 1.18: Kompilujemy za pomocą GCC 4.7.3

```
gcc -S 1_1.c
```

Otrzymamy taki plik:

Listing 1.19: GCC 4.7.3

```
.file "1_1.c"
.section .rodata
.LC0:
.string "hello, world\n"
.text
.globl main
.type main, @function
main:
.LFB0:
.cfi_startproc
pushl %ebp
```

```

.cfi_def_cfa_offset 8
.cfi_offset 5, -8
movl    %esp, %ebp
.cfi_def_cfa_register 5
andl    $-16, %esp
subl    $16, %esp
movl    $.LC0, (%esp)
call    printf
movl    $0, %eax
leave
.cfi_restore 5
.cfi_def_cfa 4, 4
ret
.cfi_endproc
.LFE0:
.size   main, .-main
.ident  "GCC: (Ubuntu/Linaro 4.7.3-1ubuntu1) 4.7.3"
.section .note.GNU-stack,"",@progbits

```

Listing zawiera wiele makr (rozpoczynających się od kropki). Na razie nie są one dla nas istotne.

Zignorujmy je wszystkie, (za wyjątkiem *.string*, które koduje sekwencję znaków zakończonych znakiem null — tak jak łańcuchy znaków w C++). Otrzymamy wtedy: [21](#).

Listing 1.20: GCC 4.7.3

```

.LC0:
.string "hello, world\n"
main:
    pushl    %ebp
    movl    %esp, %ebp
    andl    $-16, %esp
    subl    $16, %esp
    movl    $.LC0, (%esp)
    call    printf
    movl    $0, %eax
    leave
    ret

```

Główne różnice między składnią Intel'a a AT&T :

- Operandy są zapisywane w odwrotnej kolejności

W składni Intel'a:

<instrukcja> <operand docelowy> <operand źródłowy>.

W składni AT&T:

<instrukcja> <operand źródłowy> <operand docelowy>.

Istnieje łatwy sposób na zapamiętanie tej różnicy: kiedy pracujecie ze składnią Intel'a — możecie w głowie postawić znak równości (=) między operandami,

²¹ Eliminację zbędnych makr można uzyskać za pomocą opcji GCC: *-fno-asynchronous-unwind-tables*

a z AT&T — strzałkę w prawo (→) ²².

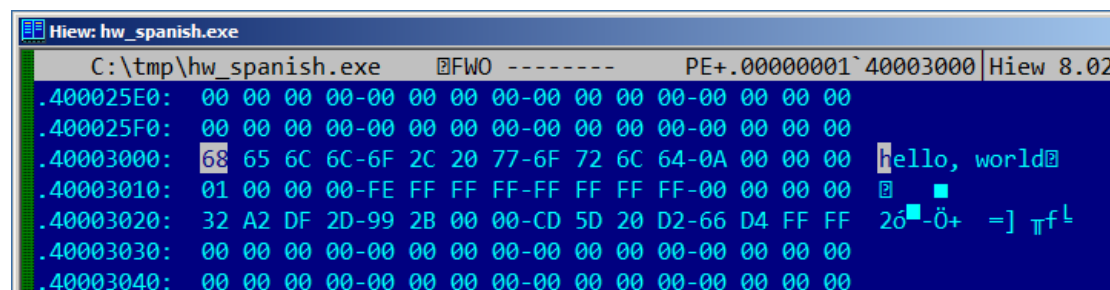
- AT&T: Przed nazwami rejestrów stawia się symbol (%), a przed liczbami (\$). Zamiast nawiasów kwadratowych używa się okrągłych.
- AT&T: Do każdej instrukcji dodaje się przyrostek określający typ danych:
 - q — quad (64 bity)
 - l — long (32 bity)
 - w — word (16 bitów)
 - b — byte (8 bitów)

Wracając do wyniku kompilacji: jest on niemal identyczny do tego, który prezentuje IDA. Jedna drobnostka: 0FFFFFFF0h jest zapisywane jako \$-16. Oba zapisy oznaczają dokładnie to samo: 16 w systemie dziesiętnym to 0x10 w szesnastkowym. -0x10 to 0xFFFFFFF0 (dla liczb całkowitych 32-bitowych) ²³.

Zwracana wartość jest ustawiany na 0 za pomocą zwykłej instrukcji MOV, a nie XOR. MOV zapisuje wartość do rejestru. Nazwa tej instrukcji nie jest do końca poprawna (wartości nie są przemieszczane, tylko kopiowane). W innych architekturach instrukcja ta nosi nazwę „LOAD”, „STORE” lub podobną.

Korekcja (patching) łańcuchów znaków (Win32)

Możemy w łatwy sposób znaleźć łańcuch znaków „hello, world” w pliku wykonywalnym za pomocą Hiew:



Rysunek 1.1: Hiew

Możemy przetłumaczyć naszą wiadomość na język hiszpański:

²²W niektórych standardowych funkcjach biblioteki C (memcpy(), strcpy(), ...) również korzysta się z kolejności argumentów jak w składni Intel: najpierw wskaźnik na miejsce docelowe w pamięci, następnie wskaźnik na miejsce źródłowe.

²³W kodowaniu U2 - https://pl.wikipedia.org/wiki/Kod_uzupe%C5%82nie%C5%84_do_dw%C3%B3ch_i_kolejno%C5%9B%C4%87_bajt%C3%B3w

Rysunek 1.2: Hiew

Tekst w języku hiszpańskim jest o 1 bajt krótszy od tekstu w języku angielskim, dlatego dodajemy na koniec bajt 0x0A (\n) i bajt zerowy.

Działa.

A co jeśli chcielibyśmy wstawić dłuższy tekst? Po oryginalnym tekście w języku angielskim widzimy kilka bajtów zerowych. Trudno powiedzieć czy można je nadpisać: mogą (ale nie muszą!) one być wykorzystywane gdzieś w kodzie CRT. Tak czy inaczej, możemy je nadpisywać tylko jeśli naprawdę wiemy co robimy.

Korekcja łańcuchów znaków (Linux x64)

Spróbujmy edytować plik wykonywalny systemu Linux x64, korzystając z rada.re:

Listing 1.21: Sesja w rada.re

```
dennis@bigbox ~/tmp % gcc hw.c

dennis@bigbox ~/tmp % radare2 a.out
-- SHALL WE PLAY A GAME?
[0x00400430]> / hello
Searching 5 bytes from 0x00400000 to 0x00601040: 68 65 6c 6c 6f
Searching 5 bytes in [0x400000-0x601040]
hits: 1
0x004005c4 hit0_0 .HHhello, world;0.

[0x00400430]> s 0x004005c4

[0x004005c4]> px
- offset -    0 1  2 3  4 5  6 7  8 9  A B  C D  E F  0123456789ABCDEF
0x004005c4  6865 6c6c 6f2c 2077 6f72 6c64 0000 0000  hello, world....
0x004005d4  011b 033b 3000 0000 0500 0000 1cfe ffff  ...;0.....
0x004005e4  7c00 0000 5cfe ffff 4c00 0000 52ff ffff  |...\...L...R...
0x004005f4  a400 0000 6cff ffff c400 0000 dcff ffff  ....l.....
0x00400604  0c01 0000 1400 0000 0000 0000 017a 5200  ....zR.
0x00400614  0178 1001 1b0c 0708 9001 0710 1400 0000  .x.....
0x00400624  1c00 0000 08fe ffff 2a00 0000 0000 0000  .....*.....
0x00400634  0000 0000 1400 0000 0000 0000 017a 5200  ....zR.
0x00400644  0178 1001 1b0c 0708 9001 0000 2400 0000  .x.....$.
0x00400654  1c00 0000 98fd ffff 3000 0000 000e 1046  ....0.....F
```

```

0x00400664 0e18 4a0f 0b77 0880 003f 1a3b 2a33 2422 ..J..w...?.;*3$"
0x00400674 0000 0000 1c00 0000 4400 0000 a6fe ffff .....D.....
0x00400684 1500 0000 0041 0e10 8602 430d 0650 0c07 .....A....C..P..
0x00400694 0800 0000 4400 0000 6400 0000 a0fe ffff ....D....d.....
0x004006a4 6500 0000 0042 0e10 8f02 420e 188e 0345 e....B....B....E
0x004006b4 0e20 8d04 420e 288c 0548 0e30 8606 480e . . .B.(.H.0..H.

```

```

[0x004005c4]> oo+
File a.out reopened in read-write mode

```

```

[0x004005c4]> w hola, mundo\x00

```

```

[0x004005c4]> q

```

```

dennis@bigbox ~/tmp % ./a.out
hola, mundo

```

Co tu się dzieje: szukam łańcucha znaków „hello”, korzystając z komendy /, następnie ustawiam *kursor* (*seek* w terminologii *rada.re*) pod ten adres. Następnie chcę się upewnić, że jest to rzeczywiście poszukiwane miejsce: *px* wyświetla bajty pod tym adresem. *oo+* przełącza *rada.re* w tryb *odczytu/zapisu*. w zapisuje łańcuch znaków ASCII w miejscu kursora (*seek*). Warto zauważyć `\x00` na końcu, jest to bajt zerowy. *q* wyłącza *rada.re*.

Prawdziwa historia crackowania oprogramowania

Program do przetwarzania obrazów, niezarejestrowany, dodawał do pliku znak wodny, na przykład napis „This image was processed by evaluation version of [nazwa oprogramowania]”. Spróbowaliśmy najprostszego rozwiązania: znaleźliśmy ten tekst w pliku wykonywalnym i zastąpiliśmy go spacjami. Znak wodny zniknął. Ogólnie rzecz biorąc, wciąż był nakładany przez program. Za pomocą funkcji *Qt*, znak wodny wciąż był dodawany do obrazu. Ale dodawanie spacji nie zmieniało go w żaden sposób...

Tłumaczenie oprogramowania za czasów MS-DOS

Sposób przedstawiony wyżej był powszechnie wykorzystywany w latach 80. i 90. przy tłumaczeniu oprogramowania pod MS-DOS na język rosyjski. Ta technika może być wykorzystywana przy braku wiedzy na temat kodu maszynowego i formatów plików wykonywalnych. Nowy łańcuch znaków nie powinien być dłuższy niż stary, ponieważ istnieje ryzyko nadpisania innej wartości albo fragmentu kodu wykonywalnego

Rosyjskie słowa i zdania zwykle są trochę dłuższe od angielskich odpowiedników, dlatego *przetłumaczone* oprogramowanie zawierało sporo dziwnych akronimów (skrótów) i trudnych do zrozumienia skrótów.

Prawdopodobnie sytuacja wyglądała podobnie z tłumaczeniem na inne języki.

W przypadku łańcuch znaków w Delphi, rozmiar również musi być poprawiony, jeśli zachodzi taka potrzeba.

MSVC: x86-64

Listing 1.22: MSVC 2012 x64

W x86-64 wszystkie rejestry zostały rozszerzone do 64 bitów i ich nazwy zyskały prefiks R-. Żeby jak najrzadziej korzystać ze stosu (inaczej mówiąc, jak najmniej korzystać z pamięci cache i pamięci zewnętrznej), istnieje popularna metoda przekazywania argumentów funkcji przez rejestry (*fastcall*) ?? on page ?. Tzn. część argumentów funkcji jest przekazywana przez rejestry a część — przez stos. W Win64 pierwsze 4 argumenty funkcji są przekazywane przez rejestry RCX, RDX, R8 i R9. Widać to w powyższym przykładzie: wskaźnik na argument funkcji `printf()` (łańcuch znaków) teraz jest przekazywany nie przez stos, a przez rejestr RCX. Wskaźniki są teraz 64-bitowe, więc są przekazywane przez 64-bitowe rejestry (mające prefiks R-). Ale dla wstecznej kompatybilności można adresować również młodsze 32 bity rejestrów poprzez prefiks E-. W ten oto sposób wygląda rejestr RAX/EAX/AX/AL w x86-64:

Number bajtu:							
7	6	5	4	3	2	1	0
RAX ^{x64}							
				EAX			
						AX	
						AH	AL

Funkcja `main()` zwraca wartość typu `int`, który w C/C++, dla większej kompatybilności, pozostał 32-bitowy. Właśnie dlatego na końcu funkcji `main()` zeruje się nie RAX, a EAX, czyli 32-bitową część rejestru. Dodatkowo na stosie lokalnym jest zarezerwowanych 40 bajtów. Jest to tzw. „shadow space”, który będzie omawiany później: [1.14.2 on page 133](#).

GCC: x86-64

Przyjrzyjmy się wynikom kompilacji GCC na 64-bitowym systemie Linux:

Listing 1.23: GCC 4.4.6 x64

```
.string "hello, world\n"
main:
    sub rsp, 8
    mov edi, OFFSET FLAT:.LC0 ; "hello, world\n"
    xor eax, eax ; liczba użytych rejestrów wektorowych XMM0-XMM7
    call printf
    xor eax, eax
    add rsp, 8
    ret
```

Na Linuksie, *BSD i Mac OS X w architekturze x86-64 argumenty funkcji także przekazuje się przez rejestry [Michael Matz, Jan Hubicka, Andreas Jaeger, Mark Mitchell, *System V Application Binary Interface. AMD64 Architecture Processor Supplement*, (2013)] ²⁴.

6 pierwszych argumentów jest przekazywanych przez rejestry RDI, RSI, RDX, RCX, R8 i R9, a reszta — przez stos.

Wskaźnik na łańcuch znaków jest przekazywany przez EDI (32-bitową część rejestru). Dlaczego nie użyto 64-bitowego RDI?

Warto pamiętać, że w 64-bitowym trybie wszystkie instrukcje MOV, zapisujące cokolwiek do młodszej 32-bitowej części rejestru, zerują starsze 32 bity (jest to opisane w dokumentacji Intel: [7.1.4 on page 149](#)). Z tego powodu instrukcja `MOV EAX, 011223344h` poprawnie zapisze tę wartość do RAX, a starsze bity się wyzerują.

Jeślibyśmy podejrzeli w deasemblerze IDA skompilowany plik (.o), to zobaczylibyśmy kody operacji (opcode) wszystkich instrukcji ²⁵:

Listing 1.24: GCC 4.4.6 x64

```
.text:00000000004004D0      main  proc near
.text:00000000004004D0 48 83 EC 08      sub    rsp, 8
.text:00000000004004D4 BF E8 05 40 00    mov    edi, offset format ; "hello,
world\n"
.text:00000000004004D9 31 C0           xor    eax, eax
.text:00000000004004DB E8 D8 FE FF FF    call   _printf
.text:00000000004004E0 31 C0           xor    eax, eax
.text:00000000004004E2 48 83 C4 08      add    rsp, 8
```

²⁴Dostęp także przez <https://software.intel.com/sites/default/files/article/402129/mpx-linux64-abi.pdf>

²⁵Trzeba włączyć tę opcję w **Options** → **Disassembly** → **Number of opcode bytes**

.text:00000000004004E6 C3	retn
.text:00000000004004E6	main endp

Jak widać, instrukcja MOV pod adresem 0x4004D4, która zapisuje do EDI, zajmuje 5 bajtów. Ta sama instrukcja, zapisująca 64-bitową wartość do RDI, zajmuje 7 bajtów. Najwyraźniej GCC stara się zaoszczędzić trochę miejsca. GCC jest również pewne, że segment danych, w którym przechowywany jest łańcuch znaków, nigdy nie będzie zaalokowany pod adresem powyżej 4GiB.

Widać również, że rejestr EAX został wyzerowany przed wywołaniem funkcji `printf()`. Zgodnie ze standardem ABI²⁶ opisanym wyżej, w *NIX dla x86-64 w EAX jest ustawiana liczba użytych rejestrów wektorowych do przekazania argumentów zmiennoprzecinkowych, jeśli funkcja może przyjmować zmienną liczbę argumentów. Nie został wykorzystany żaden taki rejestr, a `printf()` jest funkcją o zmiennej liczbie argumentów, więc należy ustawić EAX na 0.

Łatanie (patching) adresów (Win64)

Jeśli nasz przykład skompilujemy za pomocą MSVC 2013 z opcją /MD (dynamiczne linkowanie, mniejszy plik wykonywalny dzięki zewnętrznym odwoływaniom do bibliotek MSVCR*.DLL), funkcja `main()` będzie łatwa do znalezienia, gdyż wystąpi jako pierwsza:

²⁶Interfejs binarny aplikacji (Application Binary Interface)


```
Contents of section .note.gnu.build-id:
 400274 04000000 14000000 03000000 474e5500 .....GNU.
 400284 fe461178 5bb710b4 bbf2aca8 5ec1ec10 .F.x[.....^...
 400294 cf3f7ae4                .?z.
...

```

Łatwo przekazać adres łańcucha znaków „/lib64/ld-linux-x86-64.so.2” do funkcji `printf()`:

```
#include <stdio.h>

int main()
{
    printf(0x400238);
    return 0;
}

```

Trudno uwierzyć, ale program wyświetli ten łańcuch znaków na ekran.

Jeśli zmienimy adres na `0x400260`, to wyświetli się napis „GNU”. Adres jest prawidłowy dla konkretnej wersji GCC, GNU toolset, etc. W waszym systemie plik wykonywalny może wyglądać trochę inaczej i wszystkie adresy także będą inne. Podobnie, usuwanie lub dodawanie kodu do kodu źródłowego może przesunąć wszystkie adresy w programie wykonywalnym do przodu lub do tyłu.

1.5.3 ARM

Do eksperymentów z ARM skorzystamy z kilku kompilatorów:

- popularnego w systemach wbudowanych Keil Release 6/2013,
- Apple Xcode 4.6.3 IDE z kompilatorem LLVM-GCC 4.2 ²⁷,
- GCC 4.9 (Linaro) (dla ARM64), jest dostępny w postaci pliku wykonywalnego dla win32 na <http://www.linaro.org/projects/armv8/>.

Wszędzie w tej książce, jeżeli zaznaczono inaczej, mówimy o 32-bitowym ARM (włączając tryb Thumb i Thumb-2). 64-bitowym ARM będzie oznaczony explicite jako ARM64.

Nieoptymalizujący Keil 6/2013 (tryb ARM)

Na początek skompilujmy nasz przykład za pomocą Keil:

```
armcc.exe --arm --c90 -O0 1.c
```

Kompilator *armcc* generuje listing w asemblerze w składni Intel. Listing zawiera niektóre wysokopoziomowe makra, związane z ARM ²⁸. Nas interesują prawdziwe instrukcje, dlatego zobaczymy jak wygląda skompilowany kod w programie *IDA*.

²⁷W rzeczywistości Apple Xcode 4.6.3 korzysta z GCC jako front-endu i z LLVM jako generatora kodu binarnego

²⁸Na przykład listing zawiera instrukcję PUSH/POP, których nie ma w trybie ARM

Listing 1.25: Nieoptymalizujący Keil 6/2013 (tryb ARM) IDA

```

.text:00000000      main
.text:00000000 10 40 2D E9      STMFD     SP!, {R4,LR}
.text:00000004 1E 0E 8F E2      ADR      R0, aHelloWorld ; "hello, world"
.text:00000008 15 19 00 EB      BL      __2printf
.text:0000000C 00 00 A0 E3      MOV      R0, #0
.text:00000010 10 80 BD E8      LDMFD     SP!, {R4,PC}

.text:000001EC 68 65 6C 6C+aHelloWorld DCB "hello, world",0 ; DATA XREF:
main+4

```

Widać, że każda instrukcja ma rozmiar 4 bajtów — zgodnie z oczekiwaniami, ponieważ kompilowaliśmy nasz kod dla trybu ARM, a nie Thumb.

Pierwsza instrukcja, `STMFD SP!, {R4,LR}`²⁹, działa podobnie jak instrukcja `PUSH` w x86: odkłada wartości dwóch rejestrów (R4 i [LR](#)) na stos.

W rzeczy samej, kompilator *armcc*, generując listing, wstawił tam dla uproszczenia instrukcję `PUSH {r4,lr}`. Nie jest to do końca precyzyjne, ponieważ instrukcja `PUSH` dostępna jest w trybie Thumb. By uniknąć dezorientacji, wygenerowany kod maszynowy podglądamy w programie *IDA*.

Instrukcja najpierw zmniejsza [SP](#)³¹, by wskazywał na miejsce na stosie dostępne do zapisu nowych wartości, następnie zapisuje wartości rejestrów R4 i [LR](#) pod adres w pamięci, na który wskazuje zmodyfikowany rejestr [SP](#).

Podobnie jak `PUSH` w trybie Thumb, ta instrukcja pozwala na odkładanie na stos wartości kilku rejestrów na raz, co może być bardzo wygodne.

Przy okazji, takie zachowanie nie ma swojego odpowiednika w x86.

Można zauważyć, że `STMFD` jest generalizacją instrukcji `PUSH` (czyli rozszerza jej możliwości), dlatego że może operować na różnych rejestrach, a nie tylko na [SP](#). Inaczej mówiąc, z `STMFD` można korzystać przy zapisie wartości kilku rejestrów we wskazane miejsce w pamięci.

Instrukcja `ADR R0, aHelloWorld` dodaje/odejmuje wartość w rejestrze [PC](#)³² (R0) do-/od przesunięcia, w którym jest przechowywany łańcuch znaków `hello, world`. Dlaczego użyto tutaj rejestru [PC](#)? Jest to tzw. „position-independent code”³³.

Taki kod można uruchomić z dowolnego miejsca w pamięci. Inaczej mówiąc, jest to adresowanie względne, względem rejestru [PC](#). W kodzie operacji (opcode) instrukcji `ADR` jest zapisane przesunięcie (offset) między adresem tej instrukcji a adresem łańcucha znaków. Przesunięcie zawsze jest stałe, niezależnie od tego, w które miejsce [OS](#) załadował nasz kod. Dlatego wszystko czego potrzebujemy — to dodanie adresu bieżącej instrukcji (z [PC](#)), żeby otrzymać adres bezwzględny łańcucha znaków.

Instrukcja `BL __2printf`³⁴ wywołuje funkcję `printf()`. Działanie tej instrukcji przebiega w 2 krokach:

²⁹[STMFD](#)³⁰

³¹[wskaźnik stosu](#). SP/ESP/RSP w x86/x64. SP w ARM.

³²Program Counter. IP/EIP/RIP w x86/64. PC w ARM.

³³Jest to szerzej omówione w kolejnym rozdziale (?? on page ??)

³⁴Branch with Link

- zapisz adres występujący po instrukcji BL (0xC) do rejestru [LR](#),
- przekaz sterowanie do funkcji `printf()`, zapisując jej adres do rejestru [PC](#).

Kiedy funkcja `printf()` zakończy działanie, musi wiedzieć gdzie zwrócić sterowanie. Dlatego każda funkcja, kończąc pracę, zwraca sterowanie pod adres zapisany w rejestrze [LR](#).

Na tym polega główna różnica między „czystymi” procesorami [RISC](#), jak ARM, a procesorami [CISC](#)³⁵ w rodzaju x86, gdzie adres powrotu zwykle jest odkładany na stos. Przeczytasz o tym więcej w kolejnym rozdziale ([1.9 on page 42](#)).

Dodatkowo nie jest możliwe zakodowanie 32-bitowego adresu bezwzględnego (lub przesunięcia) w 32-bitowej instrukcji BL, ponieważ ma ona miejsce tylko dla 24 bitów. Jak zapewne pamiętasz, wszystkie instrukcje w trybie ARM mają długość 4 bajtów (32 bitów) i mogą się znajdować tylko pod adresem wyrównanym do krotności 4 bajtów. Oznacza to, że ostatnich 2 bitów (które są zawsze zerowe) można nie kodować. Ostatecznie zostaje nam 26 bitów na zakodowanie przesunięcia. Odpowiada to zakresowi $current_PC \pm \approx 32M$.

Następna instrukcja `MOV R0, #0`³⁶ po prostu zapisuje 0 do rejestru R0. To dlatego, że nasza funkcja zwraca 0, a wartości zwracane z funkcji zapisywane są do R0.

Ostatnia instrukcja to `LDMFD SP!, R4, PC`³⁷. Pobiera ona wartość ze stosu (lub z pamięci), zapisuje do R4 i [PC](#) oraz zwiększa [wskaźnik stosu SP](#). Działa podobnie jak instrukcja `POP`.

Notabene, pierwsza instrukcja `STMFD` odłożyła na stos wartości z rejestrów R4 i [LR](#), ale teraz zostały one przywrócone do R4 i [PC](#), dzięki instrukcji `LDMFD`.

Jak już wiemy, rejestr [LR](#) zawiera adres w pamięci, pod który funkcja zwróci sterowanie po zakończeniu swojej pracy. Pierwsza instrukcja odkłada tę wartość na stos, ponieważ ten sam rejestr zostanie wykorzystany przez naszą funkcję `main()`, gdy wywoła ona funkcję `printf()`.

Na końcu funkcji ta wartość zapisywana jest do rejestru [PC](#), w ten sposób przekazując sterowanie tam, skąd została wywołana.

Z reguły funkcja `main()` jest funkcją główną w C/C++, więc zarządzanie zostanie zwrócone do loadera w [OS](#), lub gdzieś do [CRT](#), lub w jeszcze inne, podobne, miejsce.

Wszystko to pozwala pozbyć się ręcznego wywoływania BX LR (skok pod adres z rejestru [LR](#)) na samym końcu funkcji.

DCB — dyrektywa asemblera, opisująca tablicę bajtów bądź ciąg znaków ASCII, podobna do dyrektywy DB w x86

Nieoptymalizujący Keil 6/2013 (tryb Thumb)

Skompilujmy ten sam przykład za pomocą Keil w trybie Thumb:

```
armcc.exe -thumb -c90 -O0 1.c
```

³⁵Complex Instruction Set Computing

³⁶Oznacza MOV

³⁷[LDMFD](#)³⁸ jest instrukcją odwrotną do [STMFD](#)

Otrzymamy (listing z programu [IDA](#)):

Listing 1.26: Nieoptymalizujący Keil 6/2013 (tryb Thumb) + [IDA](#)

```
.text:00000000      main
.text:00000000 10 B5      PUSH    {R4,LR}
.text:00000002 C0 A0      ADR     R0, aHelloWorld ; "hello, world"
.text:00000004 06 F0 2E F9 BL      __2printf
.text:00000008 00 20      MOVS    R0, #0
.text:0000000A 10 BD      POP     {R4,PC}

.text:00000304 68 65 6C 6C+aHelloWorld DCB "hello, world",0 ; DATA XREF:
main+2
```

Od razu można zauważyć 2 bajtowe (16-bitowe) kody operacji (opcode) — jest to już wcześniej wspomniany tryb Thumb.

Wyjątkiem jest instrukcja BL, która składa się z dwóch 16-bitowych instrukcji. W jednym 16-bitowym kodzie operacji (opcode) jest za mało miejsca na przesunięcie, po którym znajduje się funkcja `printf()`. Dlatego pierwsza 16-bitowa instrukcja ładuje starsze 10 bitów przesunięcia, a druga — młodsze 11 bitów przesunięcia.

Skoro wszystkie instrukcje w trybie Thumb są 2-bajtowe (16-bitowe), to sytuacja, w której instrukcja zaczyna się pod adresem nieparzystym, jest niemożliwa.

Wniosek z tego jest taki, że ostatniego bitu adresu można nie kodować. Dzięki temu instrukcja BL w trybie Thumb może zakodować adres z przedziału $current_PC \pm \approx 2M$.

Co do pozostałych instrukcji: PUSH i POP działają jak opisane wyżej STMFD/LDMFD, tyle że rejestr [SP](#) nie jest tu jawnie wskazany. ADR działa dokładnie tak samo jak w poprzednim przykładzie. MOVs zapisuje wartość 0 do rejestru R0, by funkcja zwróciła zero.

Optymalizujący Xcode 4.6.3 (LLVM) (tryb ARM)

Xcode 4.6.3 bez włączonego trybu optymalizacji generuje za dużo zbędnego kodu, dlatego włączymy optymalizację (flaga `-O3`), dzięki czemu liczba instrukcji będzie tak mała, jak to możliwe.

Listing 1.27: Optymalizujący Xcode 4.6.3 (LLVM) (tryb ARM)

```
__text:000028C4      _hello_world
__text:000028C4 80 40 2D E9      STMFD    SP!, {R7,LR}
__text:000028C8 86 06 01 E3      MOV     R0, #0x1686
__text:000028CC 0D 70 A0 E1      MOV     R7, SP
__text:000028D0 00 00 40 E3      MOVLT   R0, #0
__text:000028D4 00 00 8F E0      ADD     R0, PC, R0
__text:000028D8 C3 05 00 EB      BL      _puts
__text:000028DC 00 00 A0 E3      MOV     R0, #0
__text:000028E0 80 80 BD E8      LDMFD    SP!, {R7,PC}

__cstring:00003F62 48 65 6C 6C+aHelloWorld_0 DCB "Hello world!",0
```

Instrukcje STMFD i LDMFD są już nam znane.

Instrukcja MOV zapisuje liczbę 0x1686 do rejestru R0 — jest to przesunięcie, wskazujące na łańcuch znaków „Hello world!”.

Rejestr R7 (wg standardu [iOS ABI Function Call Guide, (2010)]³⁹) przechowuje wskaźnik ramki stosu (frame pointer). Będzie to omówione później.

Instrukcja MOVT R0, #0 (MOVE Top) zapisuje 0 do starszych 16 bitów rejestru. Zwykła instrukcja MOV w trybie ARM może zapisywać tylko do młodszych 16 bitów rejestru, z uwagi na długość instrukcji.

Warto pamiętać, że w trybie ARM kody operacji (opcode) instrukcji są ograniczone do 32 bitów. Nie ma to oczywiście wpływu na przenoszenie wartości między rejestrami. Z tego powodu do zapisywania do starszych bitów (od 16 do 31, włącznie) istnieje dodatkowa instrukcja MOVT. Tutaj jej użycie jest zbędne, gdyż MOV R0, #0x1686 i tak by wyzerowała starszą część rejestru. Możliwe, że jest to niedociągnięcie kompilatora.

Instrukcja ADD R0, PC, R0 dodaje PC do R0 żeby wyliczyć adres bezwzględny łańcucha znaków „Hello world!”. Jak już wiemy, jest to „position-independent code”, dlatego taka korekta jest niezbędna.

Instrukcja BL wywołuje puts() zamiast printf().

LLVM zamienił wywołanie printf() na puts(). Działanie printf() z jednym argumentem jest prawie równoznaczna puts().

Prawie, gdyż obie funkcje zadziałają identycznie, jeśli łańcuch znaków nie będzie zawierał sekwencji opisujących format, zaczynających się od znaku %. Jeśli będzie, wtedy wyniki ich pracy będą różne.⁴⁰

Dlaczego kompilator zamienił wywoływaną funkcję? Prawdopodobnie dlatego, że funkcja puts() jest szybsza⁴¹. Najwidoczniej dlatego, że puts() przekazuje znaki na stdout, nie porównując ich ze znakiem %.

Dalej jest już znana instrukcja MOV R0, #0, ustawiająca 0 jako wartość zwracaną.

Optymalizujący Xcode 4.6.3 (LLVM) (tryb Thumb-2)

Domyślnie Xcode 4.6.3 wygeneruje trybie Thumb-2 podobny kod:

Listing 1.28: Optymalizujący Xcode 4.6.3 (LLVM) (tryb Thumb-2)

__text:00002B6C		_hello_world
__text:00002B6C 80 B5	PUSH	{R7,LR}
__text:00002B6E 41 F2 D8 30	MOVW	R0, #0x13D8
__text:00002B72 6F 46	MOV	R7, SP
__text:00002B74 C0 F2 00 00	MOVT.W	R0, #0
__text:00002B78 78 44	ADD	R0, PC
__text:00002B7A 01 F0 38 EA	BLX	_puts
__text:00002B7E 00 20	MOVS	R0, #0
__text:00002B80 80 BD	POP	{R7,PC}

³⁹Dostęp także przez <http://developer.apple.com/library/ios/documentation/Xcode/Conceptual/iPhoneOSABIReference/iPhoneOSABIReference.pdf>

⁴⁰Należy również zauważyć, że puts() nie potrzebuje znaku nowej linii '\n' na końcu łańcucha, dlatego został on pominięty.

⁴¹ciselant.de/projects/gcc_printf/gcc_printf.html

```
...
```

```
__cstring:00003E70 48 65 6C 6C 6F 20+aHelloWorld DCB "Hello world!",0xA,0
```

Instrukcje BL i BLX w trybie Thumb są kodowane jako para 16-bitowych instrukcji. W Thumb-2 te zastępcze kody operacji (opcode) rozszerzono tak, by instrukcje mogły być zakodowane jako 32-bitowe.

Można to łatwo zauważyć, gdyż w trybie Thumb-2 wszystkie 32-bitowe instrukcje zaczynają się od 0xFx lub 0xEx.

Jednak na listingu w programie [IDA](#) bajty kodu operacji (opcode) są zamienione miejscami. W procesorze ARM instrukcje są kodowane w następujący sposób: najpierw podaje się ostatni bajt, potem pierwszy (dla trybów Thumb i Thumb-2), lub, dla trybu ARM, najpierw czwarty bajt, następnie trzeci, drugi i pierwszy (z uwagi na różną [kolejność bajtów](#)).

Bajty są wypisywane w listingach IDA w następującej kolejności:

- dla trybów ARM i ARM64: 4-3-2-1;
- dla trybu Thumb: 2-1;
- dla pary 16-bitowych instrukcji w trybie Thumb-2: 2-1-4-3.

Widzimy, że instrukcje MOVW, MOVW.W i BLX rzeczywiście zaczynają się od 0xFx.

Jedną z tych instrukcji jest MOVW R0, #0x13D8 — zapisuje ona 16-bitową liczbę do młodszych bitów rejestru R0, zerując starsze.

Inną instrukcją jest MOVW.W R0, #0 — działa tak jak MOVW z poprzedniego przykładu, ale przeznaczona jest dla trybu Thumb-2

W tym przykładzie wykorzystana została instrukcja BLX zamiast BL. Różnica polega na tym, że oprócz zapisania adresu powrotu ([RA](#)) do rejestru [LR](#) i przekazania sterowania do funkcji puts(), odbywa się zmiana trybu procesora z Thumb/Thumb-2 na tryb ARM (lub odwrotnie).

Jest to niezbędne dlatego, że instrukcja, do której zostanie przekazane sterowanie jest zakodowana w trybie ARM i wygląda następująco:

```
__symbolstub1:00003FEC _puts          ; CODE XREF: _hello_world+E
__symbolstub1:00003FEC 44 F0 9F E5      LDR PC, =__imp__puts
```

Jest to skok do miejsca, w którym, w sekcji importów, zapisany jest adres funkcji puts(). Można zadać pytanie: dlaczego nie można wywołać puts() bezpośrednio, tam gdzie jest to potrzebne?

Nie jest to efektywne z punktu widzenia oszczędności miejsca.

Praktycznie każdy program korzysta z zewnętrznych bibliotek łączonych dynamicznie (jak DLL w Windows, .so w *NIX czy .dylib w Mac OS X). W bibliotekach dynamicznych znajdują się często wykorzystywane funkcje biblioteczne, w tym funkcja puts() ze standardu C.

W wykonywalnym pliku binarnym (Windows PE .exe, ELF lub Mach-O) istnieje sekcja importów. Jest to lista symboli (funkcji lub zmiennych globalnych) importowanych z modułów zewnętrznych wraz z nazwami tych modułów. Program ładujący OS, iterując po symbolach zaimportowanych w module głównym, ładuje niezbędne moduły i ustawia rzeczywiste adresy każdego z symboli.

W naszym przypadku, `__imp_puts` jest 32-bitową zmienną, w której program ładujący OS umieści rzeczywisty adres funkcji z biblioteki zewnętrznej.

Następnie LDR odczytuje 32-bitową wartość z tej zmiennej, i zapisując ją do rejestru PC, przekazuje tam sterowanie.

Żeby skrócić czas tej procedury programu ładującego, trzeba sprawić aby adres każdego symbolu zapisywał się tylko raz, do specjalnie przydzielonego miejsca.

Do tego, jak się już upewniliśmy, zapisywanie 32-bitowej liczby do rejestru jest niemożliwe bez odwoływania się do pamięci.

Optymalnym rozwiązaniem jest wydzielenie osobnej funkcji, pracującej w trybie ARM, której jedynym celem jest przekazywanie sterowania dalej, do biblioteki dynamicznie łączonej. Następnie można wywoływać tę jednoinstrukcyjną funkcję z kodu w trybie Thumb.

Nawiasem mówiąc, w poprzednim przykładzie (skompilowanym dla trybu ARM), instrukcja BL przekazuje sterowanie do takiej samej [thunk-funkcji](#), lecz procesor nie przestawia się w inny tryb (stąd brak „X” w mnemoniku instrukcji).

Jeszcze o thunk-funkcjach

Thunk-funkcje są trudne do zrozumienia przede wszystkim przez brak spójności w terminologii. Najprościej jest myśleć o nich jak o adapterach-przejęciówkach z jednego typu gniazdek na drugi. Na przykład, adapter pozwalający włożyć do gniazdka amerykańskiego wtyczkę brytyjską lub na odwrót. Thunk-funkcje również są czasami nazywane *wrapper-ami*. *Wrap* w języku angielskim to *owinać, zawinąć, opakować*. Oto jeszcze kilka definicji tych funkcji:

“Kawałek kodu, który dostarcza adres:”, według P. Z. Ingerman, który wymyślił *thunk* w 1961 roku, jako sposób na powiązanie parametrów rzeczywistych z ich formalnymi definicjami w wywołaniach procedur, w języku Algol-60. Jeśli procedura jest wywołana z wyrażeniem w miejscu parametru formalnego, kompilator generuje *thunk*, który oblicza wartość wyrażenia i pozostawia adres tego wyniku w pewnej standardowej lokalizacji.

...

Microsoft i IBM zdefiniowali w ich systemach, opartych na Intelu, “środowisko 16-bitowe” (z odrażającymi rejestrami segmentowymi i 64k limitem adresów) i “środowisko 32-bitowe” (z płaskim adresowaniem i półrzeczywistym trybem zarządzania pamięcią). Te dwa środowiska mogą działać równocześnie na tym samym komputerze i systemie operacyjnym (dzięki temu, co w świecie Microsoftu znane jest jako

WOW, co jest skrótowcem od Windows On Windows). MS i IBM zdecydowali, że proces przechodzenia z trybu 16-bitowego do 32-bitowego (i odwrotnie), nazwany zostanie "thunk"; istnieje nawet narzędzie na system Windows 95, "THUNK.EXE", nazwane "thunk kompilatorem".

([The Jargon File](#))

Jeszcze jeden przykład możemy znaleźć w bibliotece LAPACK — ("Linear Algebra Package") napisanej w języku FORTRAN. Deweloperzy C/C++ również chcą korzystać z LAPACK, ale przepisywanie jej na C/C++, a następnie utrzymywanie kilku wersji byłoby szaleństwem. Istnieją wobec tego krótkie funkcje w C, które są wywoływane ze środowiska C/C++, które z kolei wywołują funkcje FORTRAN i prawie nic oprócz tego nie robią:

```
double Blas_Dot_Prod(const LaVectorDouble &dx, const LaVectorDouble &dy)
{
    assert(dx.size()==dy.size());
    integer n = dx.size();
    integer incx = dx.inc(), incy = dy.inc();

    return F77NAME(ddot)(&n, &dx(0), &incx, &dy(0), &incy);
}
```

Takie funkcje również są nazywane "wrapperami".

ARM64

GCC

Skompilujmy przykład w GCC 4.8.1 dla ARM64:

Listing 1.29: Nieoptymalizujący GCC 4.8.1 + objdump

```
1 0000000000400590 <main>:
2 400590: a9bf7bfd stp x29, x30, [sp,#-16]!
3 400594: 910003fd mov x29, sp
4 400598: 90000000 adrp x0, 400000 <_init-0x3b8>
5 40059c: 91192000 add x0, x0, #0x648
6 4005a0: 97ffffa0 bl 400420 <puts@plt>
7 4005a4: 52800000 mov w0, #0x0 // #0
8 4005a8: a8c17bfd ldp x29, x30, [sp],#16
9 4005ac: d65f03c0 ret
10
11 ...
12
13 Contents of section .rodata:
14 400640 01000200 00000000 48656c6c 6f210a00 .....Hello!..
```

W ARM64 nie ma trybów Thumb i Thumb-2, jest tylko ARM, więc wszystkie instrukcje są 32-bitowe.

Dysponujemy dwukrotnie większą liczbą rejestrów: ?? on page ?. 64-bitowe rejestry mają prefiks X-, a ich 32-bitowe części — W-.

Instrukcja STP (*Store Pair*) odkłada na stos jednocześnie 2 rejestry: X29 i X30. Oczywiście może ona zapisać tę parę gdziekolwiek w pamięci, ale w tym przypadku miejscem docelowym jest rejestr SP, a więc jest ona odkładana na stos.

Rejestry w ARM64 są 64-bitowe (8 bajtowe), dlatego do przechowywania 2 rejestrów potrzeba 16 bajtów.

Wykrzyknik (!) po operandzie oznacza, że najpierw od SP będzie odjęte 16 i dopiero po tej czynności wartości z obu rejestrów będą odłożone na stos.

Jest to tak zwany *pre-index*. Więcej o różnicy między *post-index* a *pre-index*: ?? on page ?.

Posługując się terminologią x86 — pierwsza instrukcja jest analogiczna do pary instrukcji PUSH X29 i PUSH X30. X29 w ARM64 jest wykorzystywane jako FP⁴², a X30 jako LR, dlatego są one odkładane na stos w prologu funkcji.

Druga instrukcja kopiuje SP do X29 (FP). Jest to niezbędne do ustawienia ramki stosu (stack frame) funkcji.

Instrukcje ADRP i ADD ustawiają adres łańcucha znaków „Hello!” w rejestrze X0, ponieważ pierwszy argument funkcji jest przekazywany przez ten rejestr. Jednakże w ARM nie ma instrukcji, za pomocą których można zapisać do rejestru dużą liczbę (dlatego że długość instrukcji wynosi maksymalnie 4 bajty. Więcej informacji o tym można znaleźć tutaj: ?? on page ?). Dlatego trzeba skorzystać z kilku instrukcji. Pierwsza instrukcja (ADRP) zapisuje do X0 adres strony o rozmiarze 4KiB, która zawiera łańcuch znaków, a druga (ADD) dodaje do tego adresu resztę (przesunięcie względem początku strony pamięci). Więcej o tym: ?? on page ?.

$0x400000 + 0x648 = 0x400648$, i możemy zobaczyć, że w segmencie danych .rodata pod tym adresem znajduje się nasz łańcuch znaków „Hello!”.

Następnie za pomocą instrukcji BL jest wywoływana funkcja puts(). Zostało to omówione wcześniej: 1.5.3 on page 29.

Instrukcja MOV zapisuje 0 do W0. W0 to młodsze 32 bity 64-bitowego rejestru X0:

Starsze 32 bity	Młodsze 32 bity
X0	
	W0

Wynik funkcji jest zwracany przez X0 i main() zwraca 0.

Dlaczego 32-bitowa część? W ARM64, jak i w x86-64, typ *int* ma rozmiar 32 bitów, dla kompatybilności.

Skoro funkcja zwraca 32-bitowy *int*, to trzeba wypełnić tylko młodsze 32 bity 64-bitowego rejestru X0.

Żeby mieć pewność, zmieńmy przykład i skompilujmy go ponownie. Teraz main() zwraca 64-bitową wartość:

⁴²Frame Pointer

Listing 1.30: funkcja `main()` zwracająca wartość typu `uint64_t`

```
#include <stdio.h>
#include <stdint.h>

uint64_t main()
{
    printf ("Hello!\n");
    return 0;
}
```

Wynik jest taki sam, tylko MOV w tej linii wygląda teraz:

Listing 1.31: Nieoptymalizujący GCC 4.8.1 + objdump

4005a4:	d2800000	mov	x0, #0x0	// #0
---------	----------	-----	----------	-------

Następnie za pomocą instrukcji LDP (*Load Pair*) przywracane są rejestry X29 i X30.

Nie ma wykrzyknika po instrukcji: oznacza to, że najpierw wartości są zdejmowane ze stosu a dopiero po tej czynności SP jest zwiększany o 16.

Jest to tzw. *post-index*.

W ARM64 pojawia się nowa instrukcja: RET. Działa tak samo jak BX LR, ale zawiera specjalny bit (ang. *hint bit*), który podpowiada procesorowi, że jest to wyjście z funkcji, a nie kolejna instrukcja skoku - by procesor mógł zoptymalizować jej wykonanie.

Funkcja jest bardzo prosta, GCC z włączoną optymalizacją generuje dokładnie taki sam kod.

1.5.4 MIPS

O „wskaźniku globalnym” („global pointer”)

„Wskaźnik globalny” („global pointer”) jest bardzo ważną koncepcją MIPS. Jak już wiemy, każda instrukcja w MIPS ma długość 32 bitów, dlatego niemożliwe jest zakodowanie 32-bitowego adresu w jednej instrukcji. Zamiast tego trzeba wykorzystać parę instrukcji (jak to robiło GCC dla załadowania adresu łańcucha znaków).

Można załadować dane z dowolnego adresu w przedziale $register - 32768 \dots register + 32767$, za pomocą jednej instrukcji, dlatego że można w niej zakodować 16-bitowe przesunięcie (przesunięcie może być ujemne, stąd mówimy o zakresie liczby 16-bitowej ze znakiem). Możemy więc przydzielić do tego celu jakiś rejestr i zaalokować bufor 64KiB na najczęściej wykorzystywane dane.

Rejestr ten nazywamy „wskaźnikiem globalnym” („global pointer”) i wskazuje on na środek bufora 64KiB. Bufor zwykle zawiera zmienne globalne oraz adresy funkcji importowanych, jak `printf()`, ponieważ deweloperzy GCC stwierdzili, że pobranie adresu pewnych funkcji musi być tak szybkie, jak to możliwe, i powinno zająć jedną instrukcję, a nie dwie.

W plikach ELF ten 64KiB bufor znajduje się częściowo w sekcji `.sbss` („small BSS⁴³”)

⁴³Block Started by Symbol

dla danych niezainicjalizowanych i `.sdata` („small data”) dla danych zainicjalizowanych. To oznacza, że programista może wybrać do czego potrzebuje szybszego dostępu i umieścić to w segmentach `.sdata/.sbss`. Niektórzy programiści starej daty mogą pamiętać model pamięci w MS-DOS ?? on page ?? lub w managery pamięci typu XMS/EMS, gdzie cała pamięć była podzielona na bloki o długości 64KiB.

Ten pomysł jest wykorzystywany również w innych architekturach, np. PowerPC.

Optymalizujący GCC

Popatrzmy na poniższy przykład, pokazujący wykorzystanie „wskaźnika globalnego”.

Listing 1.32: Optymalizujący GCC 4.4.5 (wyjście w assemblerze)

```

1  $LC0:
2  ; \000 to bajt zero w systemie ósemkowym:
3  .ascii "Hello, world!\012\000"
4  main:
5  ; prolog funkcji
6  ; ustaw GP:
7      lui $28,%hi(__gnu_local_gp)
8      addiu $sp,$sp,-32
9      addiu $28,$28,%lo(__gnu_local_gp)
10 ; odłóż RA na stos lokalny:
11     sw $31,28($sp)
12 ; załaduj adres funkcji puts() z GP do $25:
13     lw $25,%call16(puts)($28)
14 ; załaduj adres łańcucha znaków do $4 ($a0):
15     lui $4,%hi($LC0)
16 ; skocz do puts(), zapisując adres powrotu do rejestru powrotu:
17     jalr $25
18     addiu $4,$4,%lo($LC0) ; branch delay slot
19 ; przywróć RA:
20     lw $31,28($sp)
21 ; skopiuj 0 z $zero do $v0:
22     move $2,$0
23 ; zwróć sterowanie, skacząc pod adres w RA:
24     j $31
25 ; epilog funkcji:
26     addiu $sp,$sp,32 ; branch delay slot + posprzątaj stos lokalny

```

Rejestr `$GP` w prologu funkcji ustawiany jest na środek tego obszaru. Na stos lokalny odkładany jest rejestr `RA`. W tym przykładzie kompilator również zamienił wywołanie `printf()` na `puts()`. Adres funkcji `puts()` jest ładowany do `$25` za pomocą instrukcji `LW` („Load Word”). Następnie adres łańcucha znaków jest ładowany do `$4` za pomocą pary instrukcji `LUI` („Load Upper Immediate”) i `ADDIU` („Add Immediate Unsigned Word”). `LUI` ustawia starsze 16 bitów rejestru (stąd „upper” w nazwie instrukcji) i `ADDIU` dodaje młodsze 16 bitów do adresu.

`ADDIU` znajduje się po `JALR` (pamiętaj jednak o *branch delay slot*). Rejestr `$4` (`$A0`) jest wykorzystywany do przekazywania pierwszego argumentu funkcji ⁴⁴.

⁴⁴Tabela rejestrów MIPS znajduje się w dodatku ?? on page ??

JALR („Jump and Link Register”) skacze pod adres z rejestru \$25 (znajduje się w nim adres `puts()`), jednocześnie zapisując adres instrukcji, która zostanie wywołana jako następna (LW) w [RA](#). Widać podobieństwo do ARM. I jeszcze jedna bardzo ważna rzecz: adres zapisywany do [RA](#) nie jest adresem kolejnej (ADDIU) instrukcji z listingu (dlatego, że jest to *delay slot* i wykonuje się przed instrukcją skoku), a instrukcji następującej po *delay slot*. W ten sposób, podczas wykonywania JALR, do [RA](#) jest zapisywane $PC + 8$. W naszym wypadku jest to adres instrukcji LW, kolejnej po ADDIU.

LW („Load Word”) w linii 20 przywraca [RA](#) ze stosu lokalnego (ta instrukcja jest właściwie częścią epilogu funkcji).

MOVE w linii 22 kopiuje wartość z \$0 (\$ZERO) do \$2 (\$V0).

MIPS ma specjalny rejestr, który zawsze zawiera stałą zero. Najwyraźniej deweloperzy MIPS stwierdzili, że 0 jest najpowszechniejszą stałą w programowaniu, więc niech rejestr \$0 będzie wykorzystywany za każdym razem, kiedy będzie potrzebne 0.

Inna ciekawostka: w MIPS nie ma instrukcji kopiującej wartość z rejestru do rejestru. MOVE DST, SRC to w rzeczywistości ADD DST, SRC, \$ZERO (gdzie $DST = SRC + 0$). Najwidoczniej twórcy MIPS chcieli stworzyć jak najbardziej zwięzłą tablicę kodów operacji (opcode). To wcale nie znaczy, że dodawanie jest wykonywane podczas każdej instrukcji MOVE. Prawdopodobnie te pseudoinstrukcje są optymalizowane w [CPU](#) i [ALU](#)⁴⁵ nigdy nie jest wykorzystywane.

J w linii 24 skacze pod adres w [RA](#), co powoduje wyjście z funkcji. ADDIU poniżej J jest wykonywane przed J (pamiętasz o *branch delay slot*?) i należy do epilogu funkcji.

Poniżej listing z programu [IDA](#). Każdy rejestr posiada swoją pseudonazwę:

Listing 1.33: Optymalizujący GCC 4.4.5 ([IDA](#))

```

1 .text:00000000 main:
2 .text:00000000
3 .text:00000000 var_10      = -0x10
4 .text:00000000 var_4      = -4
5 .text:00000000
6 ; prolog funkcji
7 ; ustaw GP:
8 .text:00000000          lui    $gp, (__gnu_local_gp >> 16)
9 .text:00000004          addiu   $sp, -0x20
10 .text:00000008          la     $gp, (__gnu_local_gp & 0xFFFF)
11 ; odłóż RA na stos lokalny:
12 .text:0000000C          sw     $ra, 0x20+var_4($sp)
13 ; odłóż GP na stos lokalny:
14 ; z jakiegoś powodu tej instrukcji nie było na listingu z GCC:
15 .text:00000010          sw     $gp, 0x20+var_10($sp)
16 ; załaduj adres funkcji puts() z GP do $t9:
17 .text:00000014          lw     $t9, (puts & 0xFFFF)($gp)
18 ; wylicz adres łańcucha znaków i zapisz w $a0:
19 .text:00000018          lui    $a0, ($LC0 >> 16) # "Hello, world!"
20 ; skocz do puts(), zapisując adres powrotu do rejestru powrotu
21 .text:0000001C          jalr   $t9
22 .text:00000020          la     $a0, ($LC0 & 0xFFFF) # "Hello,
    world!"

```

⁴⁵Jednostka arytmetyczno-logiczna (Arithmetic Logic Unit)


```

23 ; przywróć RA:
24 .text:00000024          lw      $ra, 0x20+var_4($sp)
25 ; skopiuj 0 z $zero do $v0:
26 .text:00000028          move    $v0, $zero
27 ; zwróć sterowanie, skacząc pod adres z RA:
28 .text:0000002C          jr      $ra
29 ; epilog funkcji:
30 .text:00000030          addiu    $sp, 0x20

```

Instrukcja w linii 15 odkłada GP na stos lokalny. Co ciekawe, brakuje jej na listingu z GCC — możliwe, że jest to spowodowane błędem w samym GCC⁴⁶. Wartość GP musi zostać odłożona, ponieważ każda funkcja może używać swojego własnego 64KiB bufora. Rejestr zawierający adres `puts()` nazwany został `$T9`, dlatego że rejestry z prefiksem T określane są jako „tymczasowe” i ich zawartości nie musi być zachowywana - nie jest więc odkładana na stos.

Nieoptymalizujący GCC

Nieoptymalizujący GCC generuje nieco rozwlekły kod.

Listing 1.34: Nieoptymalizujący GCC 4.4.5 (wyjście w asemblerze)

```

1 $LC0:
2     .ascii "Hello, world!\012\000"
3 main:
4 ; prolog funkcji
5 ; odłóż RA ($31) i FP na stos:
6     addiu    $sp,$sp,-32
7     sw      $31,28($sp)
8     sw      $fp,24($sp)
9 ; ustaw FP (stack frame pointer):
10    move     $fp,$sp
11 ; ustaw GP:
12    lui     $28,%hi(__gnu_local_gp)
13    addiu    $28,$28,%lo(__gnu_local_gp)
14 ; załaduj adres łańcucha znaków
15    lui     $2,%hi($LC0)
16    addiu    $4,$2,%lo($LC0)
17 ; załaduj adres funkcji puts() z GP:
18    lw      $2,%call16(puts)($28)
19    nop
20 ; wywołaj puts():
21    move     $25,$2
22    jalr     $25
23    nop     ; branch delay slot
24
25 ; przywróć GP ze stosu lokalnego:
26    lw      $28,16($fp)
27 ; ustaw rejestr $2 ($V0) na zero:
28    move     $2,$0

```

⁴⁶Najwidoczniej funkcje generujące listingi nie są krytyczne dla użytkowników GCC, dlatego pewne kosmetyczne błędy wciąż mogą być niepoprawione.

```

29 ; epilog funkcji.
30 ; przywróć SP:
31     move    $sp,$fp
32 ; przywróć RA:
33     lw      $31,28($sp)
34 ; przywróć FP:
35     lw      $fp,24($sp)
36     addiu   $sp,$sp,32
37 ; skok pod adres z RA:
38     j       $31
39     nop     ; branch delay slot

```

FP jest wykorzystywany jako wskaźnik ramki stosu (stack frame pointer). Widać również 3 instrukcje **NOP**. Drugi i trzeci **NOP** występują po instrukcjach skoku. Prawdopodobnie kompilator GCC zawsze dodaje **NOP**-y (przez *branch delay slot*) po instrukcjach skoku a następnie, jeśli optymalizacja jest włączona, może je wyeliminować. W tym przypadku instrukcje pozostały na swoim miejscu.

Poniżej ten sam plik wykonywalny w programie [IDA](#):

Listing 1.35: Nieoptymalizujący GCC 4.4.5 ([IDA](#))

```

1  .text:00000000 main:
2  .text:00000000
3  .text:00000000 var_10      = -0x10
4  .text:00000000 var_8      = -8
5  .text:00000000 var_4      = -4
6  .text:00000000
7  ; prolog funkcji
8  ; odłóż RA i FP na stos:
9  .text:00000000          addiu   $sp, -0x20
10 .text:00000004          sw      $ra, 0x20+var_4($sp)
11 .text:00000008          sw      $fp, 0x20+var_8($sp)
12 ; ustaw FP (stack frame pointer):
13 .text:0000000C          move    $fp, $sp
14 ; ustaw GP:
15 .text:00000010          la      $gp, __gnu_local_gp
16 .text:00000018          sw      $gp, 0x20+var_10($sp)
17 ; załaduj adres łańcucha znaków:
18 .text:0000001C          lui     $v0, (aHelloWorld >> 16) # "Hello,
19 .text:00000020          addiu   $a0, $v0, (aHelloWorld & 0xFFFF) #
20 .text:00000020          "Hello, world!"
21 ; załaduj adres funkcji puts() z GP:
22 .text:00000024          lw      $v0, (puts & 0xFFFF)($gp)
23 .text:00000028          or      $at, $zero ; NOP
24 ; wywołaj puts():
25 .text:0000002C          move    $t9, $v0
26 .text:00000030          jalr    $t9
27 .text:00000034          or      $at, $zero ; NOP
28 ; przywróć GP ze stosu lokalnego:
29 .text:00000038          lw      $gp, 0x20+var_10($fp)
30 ; ustaw rejestr $2 ($V0) na zero:
31 .text:0000003C          move    $v0, $zero

```

```

32 ; przywróć SP:
33 .text:00000040          move    $sp, $fp
34 ; przywróć RA:
35 .text:00000044          lw      $ra, 0x20+var_4($sp)
36 ; przywróć FP:
37 .text:00000048          lw      $fp, 0x20+var_8($sp)
38 .text:0000004C          addiu   $sp, 0x20
39 ; skocz pod adres z RA:
40 .text:00000050          jr      $ra
41 .text:00000054          or      $at, $zero ; NOP

```

Co ciekawe, [IDA](#) rozpoznała parę LUI/ADDIU i zebrała ją w jedną pseudoinstrukcję LA („Load Address”) w linii 15. Można zauważyć, że jej długość to 8 bajtów! Nazywamy to pseudoinstrukcją (lub *makrem*), ponieważ nie jest to prawdziwa instrukcja MIPS, tylko wygodna nazwa dla pary dwóch powiązanych instrukcji.

Widać również, że [IDA](#) nie rozpoznała instrukcji [NOP](#) w liniach 22, 26 i 41.

W rzeczywistości [NOP](#) jest realizowany przez OR \$AT, \$ZERO. Jest to instrukcja przeprowadzająca operację *LUB* na rejestrze \$AT i \$ZERO (rejestr zawsze przechowujący stałą 0), co jest pustą instrukcją. MIPS, jak i niektóre inne [ISA](#), nie posiada oddzielnej instrukcji [NOP](#).

Rola ramki stosu (stack frame) w tym przykładzie

Adres łańcucha znaków jest przekazywany przez rejestr. Po co w takim razie ustawiać stos lokalny? Wartości rejestrów [RA](#) i GP muszą być gdzieś zapisane (ponieważ wywołujemy funkcję - `printf()`) i w tym celu korzysta się ze stosu lokalnego.

Gdyby to była [funkcja liść](#) (ang. leaf function), to można by pozbyć się prologu i epilogu funkcji, zobacz przykład: [1.4.3 on page 11](#).

Optymalizujący GCC: sesja w debuggerze GDB

Listing 1.36: Przykład sesji w GDB

```

root@debian-mips:~# gcc hw.c -O3 -o hw

root@debian-mips:~# gdb hw
GNU gdb (GDB) 7.0.1-debian
...
Reading symbols from /root/hw...(no debugging symbols found)...done.
(gdb) b main
Breakpoint 1 at 0x400654
(gdb) run
Starting program: /root/hw

Breakpoint 1, 0x00400654 in main ()
(gdb) set step-mode on
(gdb) disas
Dump of assembler code for function main:
0x00400640 <main+0>:      lui      gp,0x42
0x00400644 <main+4>:      addiu   sp,sp,-32

```

```

0x00400648 <main+8>:   addiu    gp, gp, -30624
0x0040064c <main+12>:  sw       ra, 28(sp)
0x00400650 <main+16>:  sw       gp, 16(sp)
0x00400654 <main+20>:  lw       t9, -32716(gp)
0x00400658 <main+24>:  lui      a0, 0x40
0x0040065c <main+28>:  jalr     t9
0x00400660 <main+32>:  addiu    a0, a0, 2080
0x00400664 <main+36>:  lw       ra, 28(sp)
0x00400668 <main+40>:  move     v0, zero
0x0040066c <main+44>:  jr       ra
0x00400670 <main+48>:  addiu    sp, sp, 32

```

End of assembler dump.

(gdb) s

0x00400658 in main ()

(gdb) s

0x0040065c in main ()

(gdb) s

0x2ab2de60 in printf () from /lib/libc.so.6

(gdb) x/s \$a0

0x400820: "hello, world"

(gdb)

1.5.5 Wnioski

Główną różnicą między kodem w x86/ARM a x64/ARM64 jest to, że wskaźnik na łańcuch znaków stał się 64-bitowy. W rzeczy samej, współczesne CPU stały się 64-bitowe przez niższy koszt pamięci oraz większe zapotrzebowania na nią przez współczesne aplikacje. Komputery mogą mieć więcej pamięci, niż można zaadresować za pomocą 32 bitów. W związku z tym, wszystkie wskaźniki są teraz 64-bitowe.

1.5.6 Ćwiczenia

- <http://challenges.re/48>
- <http://challenges.re/49>

1.6 Prolog i epilog funkcji

Prolog funkcji to sekwencja instrukcji rozpoczynająca funkcję. Zwykle przypomina poniższy fragment kodu:

```

push    ebp
mov     ebp, esp
sub     esp, X

```

Co te instrukcje robią: zapisują wartość rejestru EBP na stosie, ustawiają wartość w rejestrze EBP na wartość z ESP a następnie alokują miejsce na stosie na zmienne lokalne

Wartość w EBP pozostaje niezmienną przez całą funkcję i używana jest przy dostępie do zmiennych lokalnych i argumentów. Do tego samego celu można by użyć ESP, ale byłoby to niewygodne, gdyż wartość ESP zmienia się w czasie wykonywania funkcji.

Epilog funkcji zwalnia zaalokowane miejsce na stosie, przywraca wartość rejestru EBP do jego pierwotnego stanu i zwraca sterowanie do [funkcji wywołującej](#):

```
mov    esp, ebp
pop    ebp
ret    0
```

Prolog i epilog zwykle jest wykrywany przez deasembler i używany do wyodrębnienia pojedynczych funkcji.

1.6.1 Rekurencja

Prolog i epilog funkcji mają negatywny wpływ na wywołania rekurencyjne.

Więcej o rekurencji: ?? on page ??.

1.7 Pusta funkcja raz jeszcze

Wróćmy do przykładu z pustą funkcją [1.3 on page 8](#). Uzbrojeni w wiedzę o prologu i epilogu funkcji, spójrzmy na wynik kompilacji GCC bez optymalizacji:

Listing 1.37: Nieoptymalizujący GCC 8.2 x64 (wyjście w assemblerze)

```
f:
    push    rbp
    mov     rbp, rsp
    nop
    pop     rbp
    ret
```

Poza instrukcją RET jest tam jedynie prolog i epilog, które nie zostały zoptymalizowane.

NOP wygląda jak kolejna osobliwość kompilatora. Jedyną instrukcją, która realizuje działanie programu, jest tutaj RET. Wszystkie pozostałe można by usunąć (zoptymalizować).

1.8 Zwracanie wartości raz jeszcze

Znając pojęcie prologu i epilogu, skompilujmy raz jeszcze przykład z wartością zwracaną ([1.4 on page 10](#), [1.8 on page 10](#)) za pomocą GCC z wyłączoną optymalizacją:

Listing 1.38: Nieoptymalizujący GCC 8.2 x64 (wyjście w assemblerze)

```
f:
    push    rbp
```

```

mov rbp, rsp
mov eax, 123
pop rbp
ret

```

Instrukcje realizujące działanie programu to MOV i RET – pozostałe to prolog i epilog.

1.9 Stos

Stos w informatyce jest jedną z najbardziej fundamentalnych struktur danych ⁴⁷. AKA⁴⁸ LIFO⁴⁹.

Technicznie rzecz biorąc, jest to blok pamięci w pamięci procesu + rejestr ESP w x86, RSP w x64, lub SP w ARM, który przechowuje wskaźnik na miejsce w granicach tego bloku.

Najczęściej używanymi instrukcjami do operowania na stosie są PUSH i POP (w x86 i trybie Thumb w ARM). PUSH zmniejsza ESP/RSP/SP o 4 w trybie 32-bitowym (lub o 8 w 64-bitowym), następnie zapisuje zawartość swojego operandu pod adres, na który wskazuje ESP/RSP/SP, .

POP jest odwrotną operacją: najpierw pobiera dane z miejsca, na które wskazuje [wskaźnik stosu](#) i umieszcza ją w miejscu wskazywanym przez operand docelowy (często jest to rejestr), a następnie zwiększa [wskaźnik stosu](#) o 4 (lub 8).

Po zaalokowaniu stosu [wskaźnik stosu](#) pokazuje na koniec tego obszaru pamięci. PUSH zmniejsza [wskaźnik stosu](#), a POP — zwiększa. Koniec stosu znajduje się na początku zaalokowanego bloku pamięci. Może zabrzmieć to dziwnie, ale tak to działa.

ARM wspiera zarówno stosy rosnący w dół, jak i w górę.

Na przykład instrukcje [STMFD/LDMFD](#), [STMED](#)⁵⁰/[LDMED](#)⁵¹ są przeznaczone dla stosu malejącego (rosnącego w dół od adresów wysokich do adresów niskich).

Natomiast instrukcje [STMFA](#)⁵²/[LDMFA](#)⁵³, [STMEA](#)⁵⁴/[LDMEA](#)⁵⁵ są przeznaczone dla stosu rosnącego (rosnącego w górę od niskich adresów do adresów wysokich).

1.9.1 Dlaczego stos rośnie w dół?

Intuicyjnie moglibyśmy pomyśleć, że jak każda inna struktura danych, stos mógłby rosnąć w górę, w kierunku adresów wysokich.

Prawdopodobnie stos rośnie w dół ze względów historycznych. Kiedy komputery były duże i zajmowały cały pokój, można było bardzo łatwo podzielić pamięć na dwa

⁴⁷ wikipedia.org/wiki/Call_stack

⁴⁸ Also Known As — znany również jako

⁴⁹ Ostatni na wejściu, pierwszy na wyjściu (Last In First Out)

⁵⁰ Store Multiple Empty Descending ()

⁵¹ Load Multiple Empty Descending ()

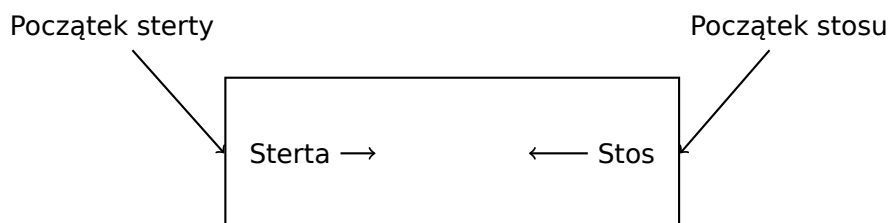
⁵² Store Multiple Full Ascending ()

⁵³ Load Multiple Full Ascending ()

⁵⁴ Store Multiple Empty Ascending ()

⁵⁵ Load Multiple Empty Ascending ()

obszary: na [stertę](#) i na stos. Nie było wiadomo z góry, jak duża może być [sterta](#) lub stos, dlatego takie rozwiązanie było najprostsze.



W [D. M. Ritchie and K. Thompson, *The UNIX Time Sharing System*, (1974)]⁵⁶ można przeczytać:

Dane użytkownika (część obrazu procesu) podzielone są na trzy logiczne segmenty. Segment kodu programu zaczyna się od adresu 0 w wirtualnej przestrzeni adresowej. W trakcie wykonania jest on zabezpieczony przed zapisem i tylko jedna jego kopia jest współdzielona przez wszystkie procesy, wykonujące ten sam program. Po pierwszej granicy 8KB ponad segmentem kodu programu, w wirtualnej przestrzeni adresowej, rozpoczyna się prywatny, zapisywalny segment danych, którego rozmiar może być zwiększany przez wywołanie systemowe. Od najwyższego adresu w wirtualnej przestrzeni adresowej zaczyna się segment stosu, który automatycznie rośnie w dół stosownie do zmian wskaźnika stosu.

To trochę przypomina sytuację, gdy uczeń prowadzi notatki z dwóch wykładów w jednym zeszycie. Pierwsze notatki zaczynają się konwencjonalnie, od początku zeszytu, ale drugie zapisywane są na końcu, po obróceniu zeszytu. Gdy zabraknie miejsca, notatki spotkają się gdzieś w środku.

1.9.2 Do czego wykorzystywany jest stos?

Zapisywanie adresu powrotu

x86

Przed wywołaniem funkcji za pomocą instrukcji CALL, na stos odkładany jest adres kolejnej instrukcji (tej bezpośrednio za CALL). Następnie następuje skok bezwarunkowy pod adres z operandu instrukcji CALL.

Instrukcja CALL jest równoważna parze instrukcji PUSH adres_docelowy / JMP.

RET zdejmuję adres ze stosu i przekazuje tam sterowanie — jest to równoważne parze instrukcji POP tmp / JMP tmp.

Bardzo łatwo przepełnić stos, poprzez nieskończoną rekurencję:

```
void f()
```

⁵⁶Dostęp także przez [URL](#)

```
{
    f();
};
```

MSVC 2008 wyświetli ostrzeżenie:

```
c:\tmp6>cl ss.cpp /Fass.asm
Microsoft (R) 32-bit C/C++ Optimizing Compiler Version 15.00.21022.08 for x
  ↳ 80x86
Copyright (C) Microsoft Corporation. All rights reserved.

ss.cpp
c:\tmp6\ss.cpp(4) : warning C4717: 'f' : recursive on all control paths, x
  ↳ function will cause runtime stack overflow
```

...ale wygeneruje plik wykonywalny:

```
?f@@YAXXZ PROC                ; f
; Line 2
    push    ebp
    mov     ebp, esp
; Line 3
    call    ?f@@YAXXZ          ; f
; Line 4
    pop     ebp
    ret     0
?f@@YAXXZ ENDP                ; f
```

...jeśli włączymy optymalizację (opcja /Ox), to zoptymalizowany kod nie będzie powodował przepełnienia stosu i działał *poprawnie*⁵⁷

```
?f@@YAXXZ PROC                ; f
; Line 2
$LL3@f:
; Line 3
    jmp     SHORT $LL3@f
?f@@YAXXZ ENDP                ; f
```

GCC 4.4.1 wygeneruje taki sam kod w obu przypadkach i nie wyświetli żadnego ostrzeżenia.

ARM

Programy na ARM również korzystają ze stosu do zapisywania adresu powrotu, ale w trochę inny sposób. Jak już było wspomniane w rozdziale „Hello, world!” (1.5.3 on page 25), adres powrotu (RA) jest zapisywany do rejestru LR (rejestr powrotu). Jeśli zajdzie potrzeba wywołania kolejnej funkcji i ponownego użycia LR, to jego zawartość będzie musiała być gdzieś zapisana.

⁵⁷o ironio!

Zwykle odbywa się to w prologu funkcji, często widzimy tam instrukcję jak `PUSH {R4-R7, LR}`, a w epilogu `POP {R4-R7, PC}` — rejestry, z których będzie korzystała bieżąca funkcja, w tym rejestr `LR`, odkładane są na stos.

Jeśli jakaś funkcja nie wywołuje żadnych innych funkcji w trakcie swojej pracy, w terminologii **RISC** nazywana jest *funkcją-liściem*⁵⁸. Z tego powodu funkcja-liść nie odkłada rejestru `LR` na stos, ponieważ go nie zmienia. Jeśli funkcja jest niewielkich rozmiarów i korzysta z małej liczby rejestrów, to może w ogóle nie korzystać ze stosu. Stąd w ARM możliwe jest wywoływanie małych funkcji-liści bez używania stosu. Jest to szybsze niż w starych x86, gdyż nie korzysta się z pamięci zewnętrznej RAM do korzystania ze stosu.⁵⁹ Ten mechanizm przydaje się również, gdy pamięć pod stos nie została jeszcze zaalokowana albo jest niedostępna.

kilka przykładów takich funkcji: [1.14.3 on page 136](#), [1.14.3 on page 137](#), [?? on page ??](#), [?? on page ??](#), [?? on page ??](#), [?? on page ??](#), [?? on page ??](#), [?? on page ??](#).

Przekazywanie argumentów funkcji

Najpopularniejszy sposób na przekazywanie parametrów funkcji w x86 to „cdecl”:

```
push arg3
push arg2
push arg1
call f
add esp, 12 ; 4*3=12
```

Wywoływana funkcja pobiera swoje argumenty za pomocą wskaźnik stosu.

Stos, przed wykonaniem pierwszej instrukcji z `f()`, wygląda następująco:

ESP	adres powrotu
ESP+4	argument#1, oznaczony w programie IDA jako <code>arg_0</code>
ESP+8	argument#2, oznaczony w programie IDA jako <code>arg_4</code>
ESP+0xC	argument#3, oznaczony w programie IDA jako <code>arg_8</code>
...	...

Opis innych konwencji wywoływania funkcji znajduje się tutaj: [\(?? on page ??\)](#).

Nawiasem mówiąc, funkcja wywoływana nie posiada informacji o liczbie przekazywanych do niej argumentów. Funkcja `printf()`, która może mieć zmienną liczbę argumentów, ustala ich liczbę za pomocą specyfikatorów formatu (rozpoczynających się od znaku %).

Jeśli napiszemy:

```
printf("%d %d %d", 1234);
```

`printf()` wypisze 1234, a następnie jeszcze dwie losowe⁶⁰ liczby, który przypadkowo znalazły się na stosie obok.

⁵⁸infocenter.arm.com/help/index.jsp?topic=/com.arm.doc.faqs/ka13785.html

⁵⁹Kiedyś, na PDP-11 i VAX, instrukcja `CALL` (wywołanie innych funkcji) była kosztowna; procesor spędzał na `CALL` nawet do 50% czasu wykonania programu. Z tego powodu posiadanie dużej liczby małych funkcji uchodziło za *antywzorzec* [Eric S. Raymond, *The Art of UNIX Programming*, (2003)Chapter 4, Part II].

⁶⁰Tak na prawdę nie są one losowe, patrz: [1.9.4 on page 52](#)

Dlatego nie ma znaczenia jak zapiszemy funkcję `main()`:
 jak `main()`, `main(int argc, char *argv[])`
 lub `main(int argc, char *argv[], char *envp[])`.

W rzeczywistości kod z [CRT](#) wywołuje `main()` mniej więcej tak:

```
push envp
push argv
push argc
call main
...
```

Jeśli zadeklarujesz `main()` bez argumentów, one i tak będą na stosie, lecz nie zostaną wykorzystane. Jeśli zadeklarujesz `main()` jako `main(int argc, char *argv[])`, to będziesz mógł skorzystać z pierwszych dwóch argumentów, a trzeci będzie dla funkcji „niewidoczny”. Co więcej, można nawet zadeklarować `main(int argc)` i to również zadziała.

Inny, podobny, przykład: ??.

Alternatywne sposoby na przekazywanie argumentów

Warto zauważyć, że nic nie zmusza programisty do przekazywania argumentów przez stos. Nie ma takiego wymagania, można to robić zupełnie inaczej, nie korzystając ze stosu.

Dość popularnym sposobem wśród początkujących jest przekazywanie argumentów przez zmienne globalne, na przykład:

Listing 1.39: Kod w asemblerze

```
...

mov X, 123
mov Y, 456
call    do_something

...

X    dd  ?
Y    dd  ?

do_something proc near
    ; take X
    ; take Y
    ; do something
    retn
do_something endp
```

Ta metoda posiada oczywistą wadę: funkcja `do_something()` nie może wywołać sama siebie przez rekurencję (lub za pomocą innej funkcji), gdyż musiałaby nadpisać własne argumenty. To samo dotyczy zmiennych lokalnych, gdyby przechowywać je

w zmiennych globalnych, to funkcja nie będzie mogła wywołać sama siebie. Co więcej, nie jest to bezpieczne w środowisku wielowątkowym⁶¹. Przechowywanie danych na stosie wszystko upraszcza — stos może przechować tyle argumentów funkcji/zmiennych, na ile pozwoli jego rozmiar.

W [Donald E. Knuth, *The Art of Computer Programming*, Volume 1, 3rd ed., (1997), 189] można przeczytać o jeszcze dziwniejszych metodach przekazywania argumentów, szczególnie wygodnych na IBM System/360.

W MS-DOS istniała metoda przekazywania argumentów przez rejestry, na przykład ten fragment kodu na wiekowym 16-bitowym MS-DOS wypisze „Hello, world!”:

```
mov dx, msg      ; adres wiadomości
mov ah, 9        ; 9 oznacza funkcję "wypisz łańcuch znaków"
int 21h          ; wywołanie systemowe ("syscall") DOS

mov ah, 4ch      ; funkcja "zakończ program"
int 21h          ; wywołanie systemowe ("syscall") DOS

msg db 'Hello, World!\$'
```

Jest to całkiem podobne do metody ?? on page ?. Przypomina to również sposoby korzystania z wywołań systemowych (ang. *syscall*) na systemach Linuks (?? on page ?) i Windows.

Jeżeli funkcja w MS-DOS zwraca wartość typu boolean (jeden bit, zwykle oznaczający wystąpienie błędu), to często wykorzystywana jest flaga CF.

Na przykład:

```
mov ah, 3ch      ; "3c" oznacza "stwórz plik"
lea dx, filename
mov cl, 1
int 21h
jc error
mov file_handle, ax
...
error:
...
```

W razie wystąpienia błędu flaga CF zostaje ustawiona i instrukcja JC skacze do miejsca oznaczonego etykietą *error*. W przeciwnym razie uchwyt (ang. *file handle*) stworzonego pliku zwracany jest przez rejestr AX.

Ta metoda wciąż jest wykorzystywana przez programistów asemblera. W kodach źródłowych Windows Research Kernel (który jest bardzo podobny do Windows 2003) możemy znaleźć coś takiego (plik *base/ntos/ke/i386/cpu.asm*):

```
public Get386Stepping
Get386Stepping proc
```

⁶¹W poprawnej implementacji każdy wątek miałby własny stos lokalny, ze swoimi argumentami/zmiennymi.

```

        call    MultiplyTest        ; Perform multiplication test
        jnc     short G3s00         ; if nc, muttest is ok
        mov     ax, 0
        ret

G3s00:
        call    Check386B0         ; Check for B0 stepping
        jnc     short G3s05         ; if nc, it's B1/later
        mov     ax, 100h           ; It is B0/earlier stepping
        ret

G3s05:
        call    Check386D1         ; Check for D1 stepping
        jc      short G3s10         ; if c, it is NOT D1
        mov     ax, 301h           ; It is D1/later stepping
        ret

G3s10:
        mov     ax, 101h           ; assume it is B1 stepping
        ret

        ...

MultiplyTest proc

        xor     cx,cx              ; 64K times is a nice round number
mlt00:   push    cx
        call    Multiply          ; does this chip's multiply work?
        pop     cx
        jc      short mltx        ; if c, No, exit
        loop    mlt00            ; if nc, YEs, loop to try again
        clc

mltx:
        ret

MultiplyTest endp

```

Przechowywanie zmiennych lokalnych

Funkcja może zaalokować miejsce na stosie dla własnych zmiennych lokalnych przez zmniejszenie [wskaźnika stosu](#), w kierunku końca stosu (pamiętaj, że stos rośnie w dół, w kierunku niskich adresów!).

Jest to bardzo szybkie, niezależnie od liczby zmiennych lokalnych. Wiedz, że nie ma przymusu trzymania zmiennych lokalnych na stosie. Możesz je trzymać gdziekolwiek, ale tradycyjnie wykorzystuje się do tego stos.

x86: Funkcja `alloca()`

Ciekawym przypadkiem jest funkcja `alloca()`⁶². Działa ona jak `malloc()`, ale przydziela pamięć bezpośrednio na stosie. Nie ma potrzeby zwalniania tak zaalokowanego obszaru pamięci za pomocą `free()`, gdyż epilog funkcji (1.6 on page 40) przywróci ESP do stanu początkowego i zaalokowana pamięć zostanie *porzucona*. Ciekawa jest również implementacja tej funkcji. Krótko mówiąc, przesuwa ESP w dół stosu o wymaganą liczbę bajtów, przez co ESP wskazuje na przydzielony obszar pamięci.

Sprawdźmy:

```
#ifdef __GNUC__
#include <alloca.h> // GCC
#else
#include <malloc.h> // MSVC
#endif
#include <stdio.h>

void f()
{
    char *buf=(char*)alloca (600);
#ifdef __GNUC__
    snprintf (buf, 600, "hi! %d, %d, %d\n", 1, 2, 3); // GCC
#else
    _snprintf (buf, 600, "hi! %d, %d, %d\n", 1, 2, 3); // MSVC
#endif

    puts (buf);
};
```

Funkcja `_snprintf()` działa tak samo jak `printf()`, tylko zamiast wypisywać tekst na standardowe wyjście (`stdout`), zapisuje do bufora `buf`. Z kolei funkcja `puts()` kopiuje zawartość bufora `buf` na standardowe wyjście. Oczywiście zamiast korzystać z tych dwóch funkcji, można by użyć `printf()`, ale chcemy zobaczyć wykorzystanie niewielkiego bufora.

MSVC

Skompilujmy (MSVC 2010):

Listing 1.40: MSVC 2010

```
...

mov     eax, 600 ; 00000258H
call    __alloca_probe_16
mov     esi, esp

push    3
push    2
```

⁶²W MSVC implementację funkcji można podejrzeć w plikach `alloca16.asm` i `chkstk.asm` w `C:\Program Files (x86)\Microsoft Visual Studio 10.0\VC\src\intel`

```

push    1
push    OFFSET $SG2672
push    600          ; 00000258H
push    esi
call    __snprintf

push    esi
call    _puts
add     esp, 28

...

```

Jedyny parametr `alloca()` jest przekazywany przez EAX (zamiast przez stos) ⁶³

GCC + składnia Intel

GCC 4.4.1 generuje podobne wyjście, ale bez wywoływania zewnętrznych funkcji:

Listing 1.41: GCC 4.7.3

```

.LC0:
.string "hi! %d, %d, %d\n"
f:
push    ebp
mov     ebp, esp
push    ebx
sub     esp, 660
lea     ebx, [esp+39]
and     ebx, -16          ; wyrównaj wskaźnik do granicy 16 bajtów
mov     DWORD PTR [esp], ebx ; s
mov     DWORD PTR [esp+20], 3
mov     DWORD PTR [esp+16], 2
mov     DWORD PTR [esp+12], 1
mov     DWORD PTR [esp+8], OFFSET FLAT:.LC0 ; "hi! %d, %d, %d\n"
mov     DWORD PTR [esp+4], 600 ; maxlen
call    __snprintf
mov     DWORD PTR [esp], ebx ; s
call    puts
mov     ebx, DWORD PTR [ebp-4]
leave
ret

```

GCC + składnia AT&T

Spójrzmy na ten sam kod, ale w składni AT&T:

⁶³Dlatego, że `alloca()` to nie tyle funkcja, co raczej *compiler intrinsic* (?? on page ??). Jedną z przyczyn, dla której potrzebujemy osobnej funkcji a nie kilku instrukcji w samym kodzie, jest to, że implementacja `alloca()` z [MSVC](#)⁶⁴ zawiera kod, który czyta z właśnie zaalokowanej pamięci. W konsekwencji [OS](#) mapuje pamięć fizyczną na ten region pamięci wirtualnej. Po wywołaniu funkcji `alloca()` ESP pokazuje na blok o długości 600 bajtów, który można użyć na tablicę bufora.

Listing 1.42: GCC 4.7.3

```
.LC0:
.string "hi! %d, %d, %d\n"
f:
    pushl    %ebp
    movl     %esp, %ebp
    pushl    %ebx
    subl     $660, %esp
    leal     39(%esp), %ebx
    andl     $-16, %ebx
    movl     %ebx, (%esp)
    movl     $3, 20(%esp)
    movl     $2, 16(%esp)
    movl     $1, 12(%esp)
    movl     $.LC0, 8(%esp)
    movl     $600, 4(%esp)
    call     _snprintf
    movl     %ebx, (%esp)
    call     puts
    movl     -4(%ebp), %ebx
    leave
    ret
```

Kod jest taki sam jak na poprzednim listingu.

Nawiasem mówiąc, `movl $3, 20(%esp)` odpowiada `mov DWORD PTR [esp+20], 3` w składni Intel'a. W składni AT&T, sposób adresowania pamięci *rejestr+przesunięcie* zapisywany jest jako *przesunięcie(%rejestr)*.

(Windows) SEH

Na stosie są przechowywane wpisy SEH⁶⁵ dla funkcji (jeśli są one obecne). Więcej o tym tutaj: ([5.2.1 on page 146](#)).

Ochrona przed przepełnieniem bufora

Więcej o tym tutaj ([1.19.2 on page 141](#)).

Automatyczne zwalnianie miejsca na stosie

Zmienne lokalne i wpisy SEH są trzymane na stosie prawdopodobnie dlatego, że kiedy funkcja kończy działanie są one zwalniane automatycznie. Odbywa się to za pomocą tylko jednej instrukcji, zmieniającej wartość wskaźnika stosu — często jest to instrukcja ADD. Argumenty funkcji, można tak powiedzieć, również są automatycznie zwalniane na końcu funkcji. Z kolei wszystko, co jest przechowywane na stercie (*heap*), trzeba zwalniać jawnie.

⁶⁵Structured Exception Handling

1.9.3 Struktura typowego stosu

Struktura typowego stosu w środowisku 32-bitowym, przed wykonaniem pierwszej instrukcji w funkcji, wygląda następująco:

...	...
ESP-0xC	zmienna lokalna#2, oznaczona w programie IDA jako var_8
ESP-8	zmienna lokalna#1, oznaczona w programie IDA jako var_4
ESP-4	odłożona wartość EBP
ESP	adres powrotu
ESP+4	argument#1, oznaczony w programie IDA jako arg_0
ESP+8	argument#2, oznaczony w programie IDA jako arg_4
ESP+0xC	argument#3, oznaczony w programie IDA jako arg_8
...	...

1.9.4 Śmieci na stosie

When one says that something seems random, what one usually means in practice is that one cannot see any regularities in it.

Stephen Wolfram, A New Kind of Science.

Często w tej książce mówimy o „szumie” lub „śmieciach” na stosie czy w pamięci. Skąd one się biorą? Są to pozostałości po poprzednich wywołaniach funkcji.

Krótki przykład:

```
#include <stdio.h>

void f1()
{
    int a=1, b=2, c=3;
};

void f2()
{
    int a, b, c;
    printf ("%d, %d, %d\n", a, b, c);
};

int main()
{
    f1();
    f2();
};
```

Kompilujemy...

Listing 1.43: Nieoptymalizujący MSVC 2010

```
$SG2752 DB  '%d, %d, %d', 0aH, 00H
```



```

_c$ = -12    ; size = 4
_b$ = -8     ; size = 4
_a$ = -4     ; size = 4
_f1 PROC
    push     ebp
    mov ebp, esp
    sub esp, 12
    mov DWORD PTR _a$[ebp], 1
    mov DWORD PTR _b$[ebp], 2
    mov DWORD PTR _c$[ebp], 3
    mov esp, ebp
    pop ebp
    ret 0
_f1 ENDP

_c$ = -12    ; size = 4
_b$ = -8     ; size = 4
_a$ = -4     ; size = 4
_f2 PROC
    push     ebp
    mov ebp, esp
    sub esp, 12
    mov eax, DWORD PTR _c$[ebp]
    push     eax
    mov ecx, DWORD PTR _b$[ebp]
    push     ecx
    mov edx, DWORD PTR _a$[ebp]
    push     edx
    push     OFFSET $SG2752 ; '%d, %d, %d'
    call     DWORD PTR __imp__printf
    add esp, 16
    mov esp, ebp
    pop ebp
    ret 0
_f2 ENDP

_main PROC
    push     ebp
    mov ebp, esp
    call     _f1
    call     _f2
    xor eax, eax
    pop ebp
    ret 0
_main ENDP

```

Kompilator się trochę oburzy...

```

c:\c>cl st.c /Fast.asm /MD
Microsoft (R) 32-bit C/C++ Optimizing Compiler Version 16.00.40219.01 for x
  ↵ 80x86
Copyright (C) Microsoft Corporation. All rights reserved.

st.c

```

```
c:\c\st.c(11) : warning C4700: uninitialized local variable 'c' used
c:\c\st.c(11) : warning C4700: uninitialized local variable 'b' used
c:\c\st.c(11) : warning C4700: uninitialized local variable 'a' used
Microsoft (R) Incremental Linker Version 10.00.40219.01
Copyright (C) Microsoft Corporation. All rights reserved.

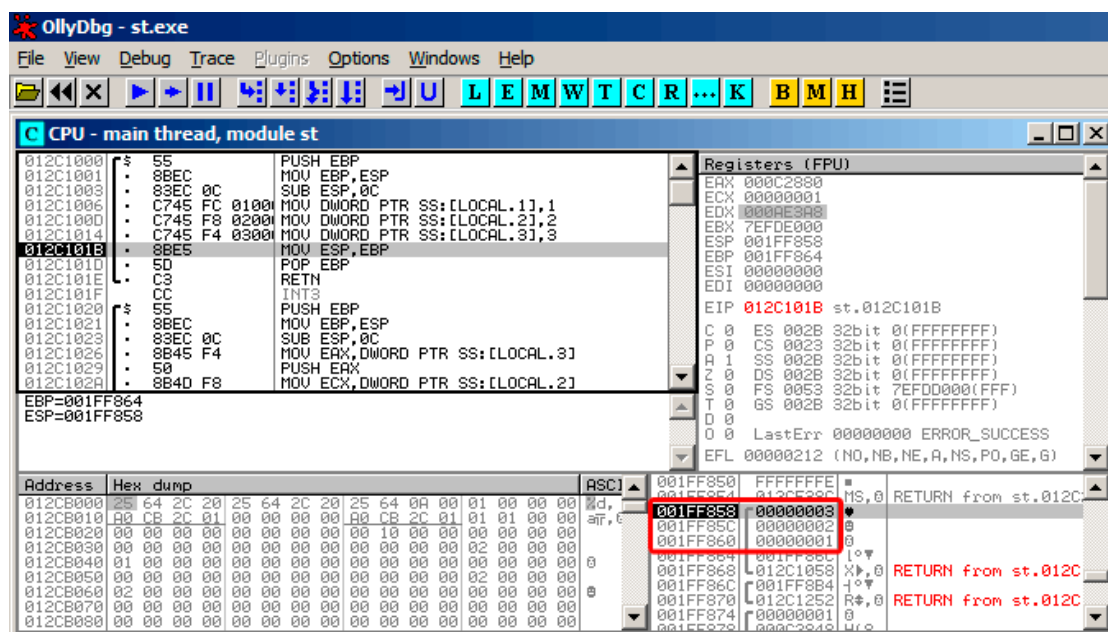
/out:st.exe
st.obj
```

Ale kiedy uruchomimy skompilowany program...

```
c:\c>st
1, 2, 3
```

Dziwne, przecież nie ustawialiśmy żadnych zmiennych w `f2()`. Te wartości to „duchy”, które wciąż znajdują się na stosie.

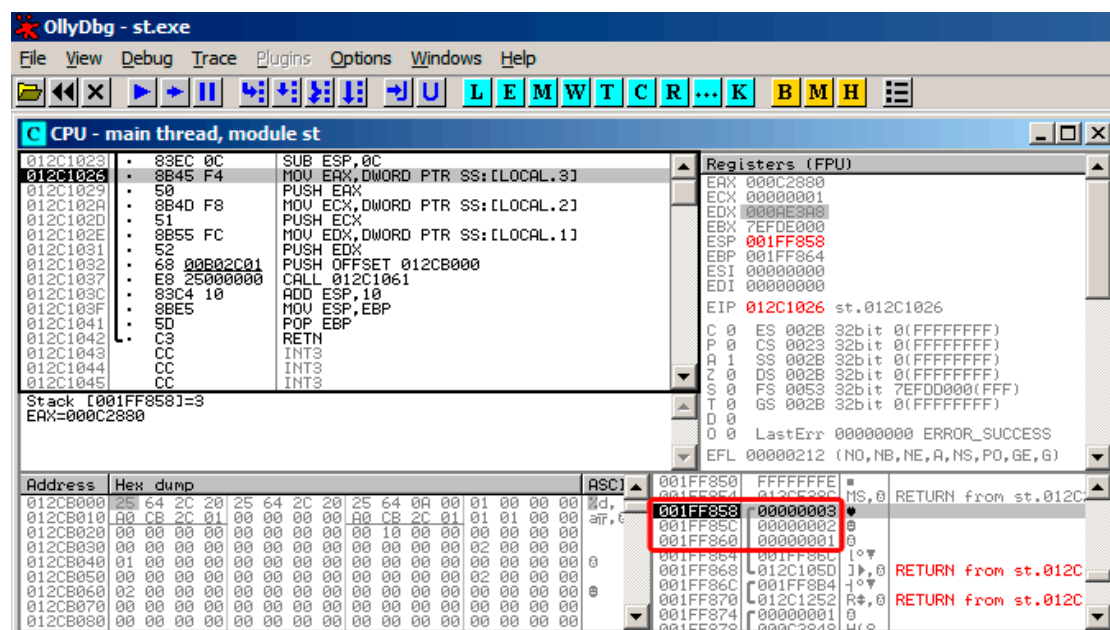
Spróbujmy uruchomić ten przykład w OllyDbg:



Rysunek 1.6: OllyDbg: f1()

Kiedy f1() ustawia zmienne *a*, *b* i *c* są one zapisywane pod adresem 0x1FF860, itd.

A kiedy jest wykonywana `f2()`:



Rysunek 1.7: OllyDbg: `f2()`

... `a`, `b` i `c` w funkcji `f2()` znajdują się pod tymi samymi adresami! Nikt jeszcze nie nadpisał tych wartości, więc na razie pozostają one nietknięte. Taka dziwna sytuacja ma miejsce, kiedy kilka funkcji jest wykonywanych jedna po drugiej, a `SP` jest taki sam (funkcje mają taką samą liczbę argumentów). Wtedy zmienne lokalne będą przechowywane w tych samych adresach na stosie. Podsumowując, wszystkie wartości na stosie (i ogólnie w pamięci) to wartości pozostałe po poprzednich funkcjach. Nie są one losowe, w ścisłym tego słowa znaczeniu, lecz nieprzewidywalne. Czy można coś z tym zrobić? Można by czyścić fragmenty stosu przed wykonywaniem funkcji, ale to za dużo zbędnej (i nieporzędnej) pracy.

MSVC 2013

Przykład był skompilowany w MSVC 2010. Jeden czytelnik tej książki spróbował skompilować to w MSVC 2013, uruchomił i zobaczył 3 liczby w odwrotnej kolejności:

```
c:\c>st
3, 2, 1
```

Dlaczego? Również spróbowałem skompilować ten przykład w MSVC 2013 i otrzymałem:

Listing 1.44: MSVC 2013

```
_a$ = -12      ; size = 4
_b$ = -8       ; size = 4
```

```

_c$ = -4      ; size = 4
_f2      PROC

...

_f2      ENDP

_c$ = -12     ; size = 4
_b$ = -8      ; size = 4
_a$ = -4      ; size = 4
_f1      PROC

...

_f1      ENDP

```

W odróżnieniu od MSVC 2010, MSVC 2013 rozmieścił zmienne a/b/c w funkcji f2() w odwrotnej kolejności. Jest to całkowicie poprawne, ponieważ w C/C++ nie ma zdefiniowanego standardu, który by wyznaczał kolejność zmiennych lokalnych na stosie. Przyczyną różnicy są zapewne zmiany w kodzie kompilatora, a więc nowsze MSVC zachowuje się nieco inaczej.

1.9.5 Ćwiczenia

- <http://challenges.re/51>
- <http://challenges.re/52>

1.10 Funkcja niemal pusta

Poniższy fragment kodu znalazłem w projekcie Boolector⁶⁶:

```

// forward declaration. the function is residing in some other module:
int boolector_main (int argc, char **argv);

// executable
int main (int argc, char **argv)
{
    return boolector_main (argc, argv);
}

```

Dlaczego ktoś miałby tak robić? Prawdopodobnie boolector_main() może być kompilowane do biblioteki dynamicznej (jak np. DLL) i wywoływane w testach. Kod testowy również może przygotować argumenty argc/argv, tak jak to robi CRT.

Ciekawy jest wynik kompilacji:

Listing 1.45: Nieoptymalizujący GCC 8.2 x64 (wyjście w assemblerze)

```
main:
```

⁶⁶<https://boolector.github.io/>

```

push    rbp
mov     rbp, rsp
sub     rsp, 16
mov     DWORD PTR -4[rbp], edi
mov     QWORD PTR -16[rbp], rsi
mov     rdx, QWORD PTR -16[rbp]
mov     eax, DWORD PTR -4[rbp]
mov     rsi, rdx
mov     edi, eax
call    boolector_main
leave
ret

```

Mamy tutaj: prolog, niepotrzebne (niezoptymalizowane) przetasowanie dwóch argumentów, CALL, epilog i RET.

Zobaczmy na efekt kompilacji GCC z włączoną optymalizacją:

Listing 1.46: Optymalizujący GCC 8.2 x64 (wyjście w assemblerze)

```

main:
    jmp boolector_main

```

Bardzo prosty kod — rejestr i stos zostały nienaruszone, gdyż `boolector_main()` ma taki sam zestaw argumentów. Jedyne co należało zrobić, to przekazać sterowanie pod inny adres.

Przypomina to [thunk funkcje](#).

Później zobaczymy nieco bardziej zaawansowane przykłady: [1.11.2 on page 73](#), ?? on page ??.

1.11 printf() z wieloma argumentami

Spróbujmy rozszerzyć przykład *Hello, world!* ([1.5 on page 12](#)):

```

#include <stdio.h>

int main()
{
    printf("a=%d; b=%d; c=%d", 1, 2, 3);
    return 0;
};

```

1.11.1 x86

x86: 4 argumenty

MSVC

Gdy skompilujemy kod za pomocą MSVC 2010 Express, otrzymamy:

```

$SG3830 DB      'a=%d; b=%d; c=%d', 00H

...

        push     3
        push     2
        push     1
        push     OFFSET $SG3830
        call     _printf
        add      esp, 16                                ; 00000010H

```

Kod jest niemal identyczny z tym, który widzieliśmy w *Hello, world!* ([1.5 on page 12](#)), lecz teraz argumenty funkcji `printf()` zostały odłożone na stos w odwrotnej kolejności. Pierwszy argument jest zapisywany jako ostatni.

Przy okazji, zmienna typu *int* w środowisku 32-bitowym ma długość 32 bitów, czyli 4 bajtów.

Mamy więc 4 argumenty. $4 \times 4 = 16$ —zajmują dokładnie 16 bajtów na stosie: 32-bitowy wskaźnik na łańcuch znaków i trzy liczby typu *int*.

Gdy [wskaźnik stosu](#) (rejestr ESP) jest przywracany za pomocą `ADD ESP, X` za wywołaniem funkcji, to często można określić liczbę argumentów, dzieląc X przez 4.

Oczywiście dotyczy to tylko konwencji wywołań *cdecl* i środowiska 32-bitowego!

O konwencjach wywołań przeczytasz tutaj ([?? on page ??](#)).

Kompilator, gdy kilka funkcji jest wywoływanych jedna za drugą, może połączyć kilka instrukcji „ADD ESP, X” w jedną i umieścić ją po ostatnim wywołaniu:

```

push a1
push a2
call ...
...
push a1
call ...
...
push a1
push a2
push a3
call ...
add esp, 24

```

Przykład prawdziwego kodu:

Listing 1.47: x86

```

.text:100113E7  push     3
.text:100113E9  call     sub_100018B0 ; wykorzystuje jeden argument (3)
.text:100113EE  call     sub_100019D0 ; funkcja bez argumentów
.text:100113F3  call     sub_10006A90 ; funkcja bez argumentów
.text:100113F8  push     1
.text:100113FA  call     sub_100018B0 ; wykorzystuje jeden argument (1)

```

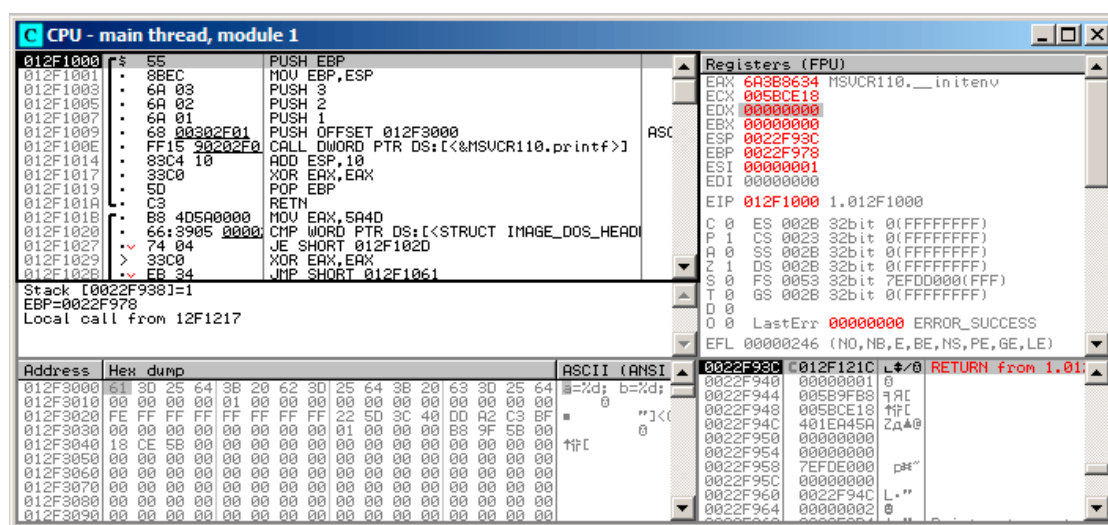
<code>.text:100113FF</code>	<code>add</code>	<code>esp, 8</code>	<code>; jednocześnie sprząta dwa argumenty</code>
<code>ze stosu</code>			

MSVC and OllyDbg

Skorzystajmy z OllyDbg. Jest to jeden z najpopularniejszych debuggerów pod win32, działających w trybie użytkownika. Przykład skompilujemy w MSVC 2012 z opcją /MD, która oznacza dynamiczne linkowanie do MSVCRT*.DLL, by łatwo można było rozpoznać zaimportowane funkcje w debuggerze.

Możemy załadować plik wykonywalny do OllyDbg. Pierwszy breakpoint jest w ntdll.dll, naciskamy F9 (run). Drugi breakpoint jest w kodzie CRT. Musimy odnaleźć funkcję main().

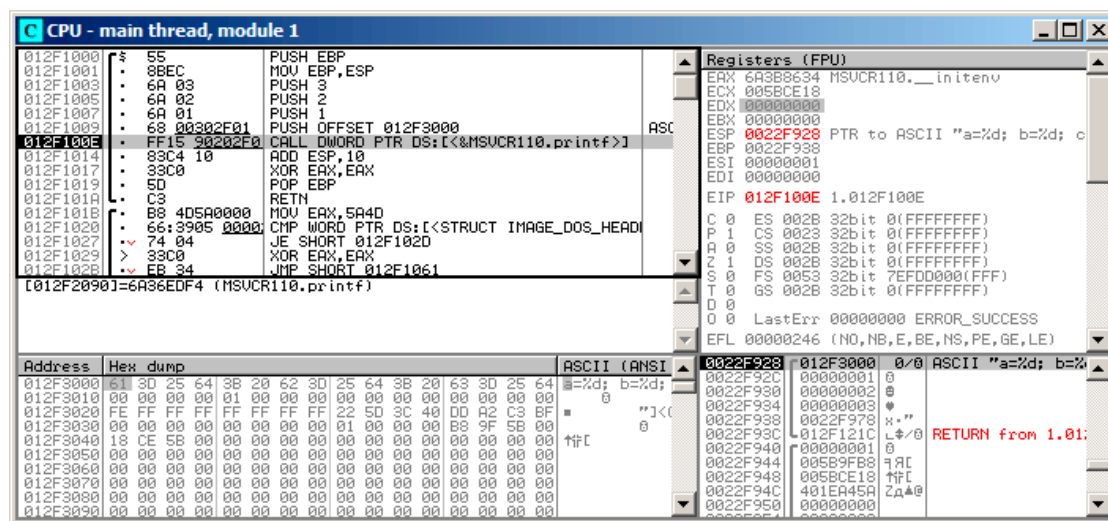
Można to zrobić scrollując na samą górę kodu (MSVC umieszcza funkcję main() na samym początku sekcji kodu):



Rysunek 1.8: OllyDbg: sam początek funkcji main()

Klikamy na instrukcję PUSH EBP, wciskamy F2 (ustaw breakpoint) i wciskamy F9 (run). Dzięki temu przeskoczmy kod z CRT, którym nie jesteśmy na razie zainteresowani.

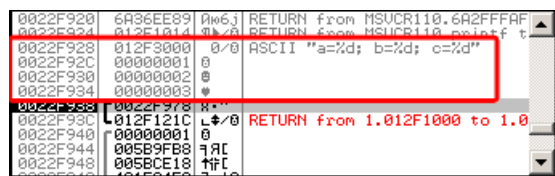
Naciśnij F8 (step over) 6 razy, by przeskoczyć 6 kolejnych instrukcji:



Rysunek 1.9: OllyDbg: przed wykonaniem printf()

PC pokazuje teraz na instrukcję CALL printf. OllyDbg, jak inne debuggery, podświetla rejestry, które zostały zmienione. Za każdym razem, gdy naciskasz F8, EIP zmienia się i jego wartość jest wyświetlana na czerwono. ESP również się zmienia, gdyż argumenty są przekazywane przez stos.

Gdzie na stosie są nasze wartości? Spójrz na obszar w prawym, dolnym rogu okna:



Rysunek 1.10: OllyDbg: stos po odłożeniu argumentów (czerwona ramka została dodana przez autora w programie graficznym)

Widzimy 3 kolumny: adres na stosie, wartość i dodatkowo komentarz OllyDbg. OllyDbg rozumie wskaźniki na łańcuchy znaków, więc wypisuje wartość tego łańcucha jako komentarz.

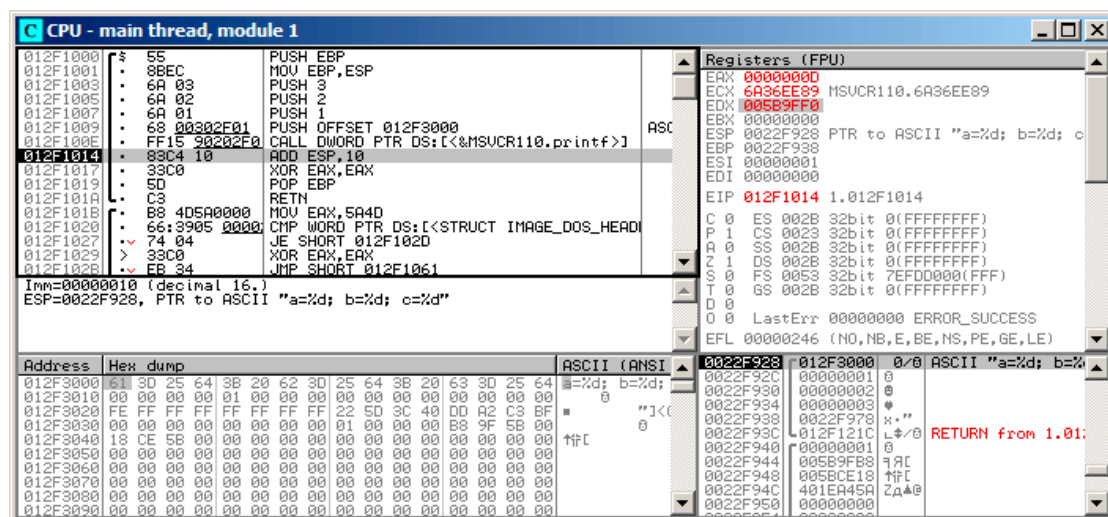
Możesz kliknąć prawym przyciskiem myszy na łańcuch znaków z formatem i wybrać „Follow in dump”. Łańcuch znaków pojawi się w lewym, dolnym oknie debuggera, wyświetlającym zawartość pamięci. Możesz ją tam edytować. Mógłbyś zmienić format łańcucha znaków, tak by na wyjście został wypisany inny tekst. W tym przykładzie nie jest to użyteczna funkcjonalność, ale możesz jej użyć w ramach ćwiczeń, by lepiej poznać opisane wcześniej mechanizmy.

Wciśnij F8 (step over).

Zobaczymy następujący rezultat w konsoli:

```
a=1; b=2; c=3
```

Sprawdźmy jak zmieniły się rejestry i stos:



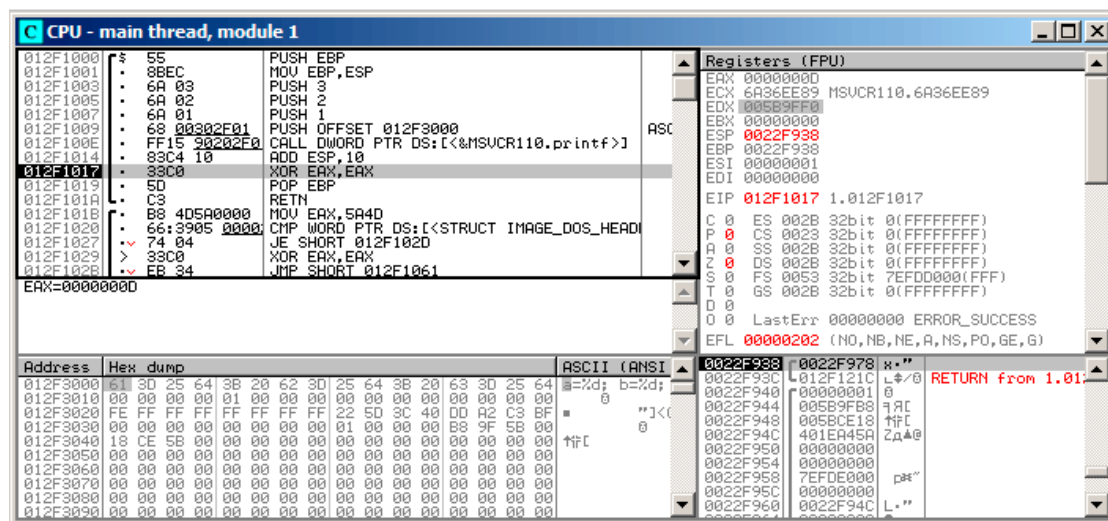
Rysunek 1.11: OllyDbg po wykonaniu funkcji printf()

Rejestr EAX zawiera teraz 0xD (13). Jest to spodziewana wartość, ponieważ printf() zwraca liczbę wypisanych znaków. Zmieniła się wartość EIP: zawiera teraz adres kolejnej instrukcji, występującej bezpośrednio za CALL printf. ECX i EDX również się zmieniły. Najwyraźniej implementacja printf() wykorzystwała je do własnych celów.

Ważnym faktem jest to, że ani wartość ESP, ani stan stosu się nie zmieniły!

Łatwo zauważyć, że łańcuch znaków z formatem oraz 3 powiązane z nim argumenty wciąż tam są. Jest to konwencja wywoływania cdecl: **funkcja wywoływana** nie przywraca ESP do pierwotnego stanu. Ta odpowiedzialność spoczywa na **wywołującym**.

Ponownie wciśnij F8, by wykonać instrukcję ADD ESP, 10:



Rysunek 1.12: OllyDbg: po wykonaniu instrukcji ADD ESP, 10

Zmieniła się wartość ESP, ale wartości na stosie zostały niezmienione! Można się tego spodziewać; nikt nie musi ich nadpisywać. Wszystko powyżej wskaźnika stosu (SP) to *szum* czy *śmieci* i nie ma znaczenia. Czyszczenie nieużywanych wpisów na stosie byłoby stratą czasu i nikt tego nie potrzebuje.

GCC

Skompilujmy ten sam program na Linuxie, za pomocą GCC 4.4.1 i sprawdźmy wynik w programie [IDA](#):

```
main      proc near

var_10    = dword ptr -10h
var_C     = dword ptr -0Ch
var_8     = dword ptr -8
var_4     = dword ptr -4

        push    ebp
        mov     ebp, esp
        and     esp, 0FFFFFFF0h
        sub     esp, 10h
        mov     eax, offset aADBDCD ; "a=%d; b=%d; c=%d"
        mov     [esp+10h+var_4], 3
        mov     [esp+10h+var_8], 2
        mov     [esp+10h+var_C], 1
        mov     [esp+10h+var_10], eax
        call    _printf
        mov     eax, 0
```

```

main      leave
          retn
          endp

```

Jedyną zauważalną różnicą jest inny sposób odkładania argumentów na stos. W tym przykładzie GCC explicite podaje adres w obrębie stosu i nie używa instrukcji PUSH/POP.

GCC i GDB

Wczytajmy plik wykonywalny do debuggera [GDB](#)⁶⁷.

Opcja `-g` sprawia, że kompilator zapisuje do pliku wykonywalnego informacje użyteczne do debuggowania.

```
$ gcc 1.c -g -o 1
```

```
$ gdb 1
GNU gdb (GDB) 7.6.1-ubuntu
...
Reading symbols from /home/dennis/polygon/1...done.
```

Listing 1.48: Ustawmy breakpoint w funkcji printf()

```
(gdb) b printf
Breakpoint 1 at 0x80482f0
```

Kontynuujmy wykonywanie kodu. Gdybyśmy dysponowali kodem źródłowym funkcji `printf()`, [GDB](#) mógłby go wyświetlić obok instrukcji asemblera.

```
(gdb) run
Starting program: /home/dennis/polygon/1

Breakpoint 1, __printf (format=0x80484f0 "a=%d; b=%d; c=%d") at printf.c:29
29      printf.c: No such file or directory.
```

Wypiszmy 10 wartości ze stosu. Skrajna lewa kolumna oznacza adres, pod którym wartości ze stosu znajdują się w pamięci.

```
(gdb) x/10w $esp
0xbffff11c: 0x0804844a    0x080484f0    0x00000001    0x00000002
0xbffff12c: 0x00000003    0x08048460    0x00000000    0x00000000
0xbffff13c: 0xb7e29905    0x00000001
```

Pierwszy element to adres powrotu ([RA](#)) (0x0804844a). Możemy to sprawdzić, de-asmblując pamięć pod tym adresem (instruujemy GDB, by wypisał 5 elementów ze stosu, interpretując je jako instrukcje asemblera):

⁶⁷GNU Debugger

```
(gdb) x/5i 0x0804844a
0x0804844a <main+45>: mov    $0x0,%eax
0x0804844f <main+50>: leave
0x08048450 <main+51>: ret
0x08048451:    xchg    %ax,%ax
0x08048453:    xchg    %ax,%ax
```

Pojawiająca się dwa razy XCHG działa jak pusta instrukcja **NOP**, gdyż w tym przypadku ustawia wartość rejestr AX na jego bieżącą wartość.

Drugim elementem jest (0x080484f0) — to adres łańcucha znaków z formatem:

```
(gdb) x/s 0x080484f0
0x080484f0:    "a=%d; b=%d; c=%d"
```

Kolejne 3 elementy (1, 2, 3) to argumenty funkcji `printf()`. Pozostałe elementy to prawdopodobnie „śmieci” znajdujące się na stosie, lecz mogłyby to być wartości używane przez inne funkcje, ich zmienne lokalne, etc. Możemy je na razie zignorować.

Kontynuujemy za pomocą „finish”. Polecenie powoduje, że GDB wykona wszystkie instrukcje aż do końca funkcji. W tym przypadku do końca funkcji `printf()`.

```
(gdb) finish
Run till exit from #0  __printf (format=0x080484f0 "a=%d; b=%d; c=%d") at ↵
↳ printf.c:29
main () at 1.c:6
6          return 0;
Value returned is $2 = 13
```

GDB pokazuje jaką wartość `printf()` zwróciła przez rejestr EAX (13). Jest to liczba znaków, które zostały wypisane i jest to dokładnie tyle, ile widzieliśmy w przykładzie z OllyDbg.

Widzimy również „return 0;” wraz z informacją, że to wyrażenie jest w pliku 1.c, w linii 6. Plik 1.c znajduje się w bieżącym katalogu i tam **GDB** znalazł ten łańcuch znaków. Skąd debugger wiedział, która linia kodu w C jest właśnie wykonywana? Kompilatory, gdy generują informacje dla debuggera, zapisują również tablicę z zależnościami między liniami kodu źródłowego a adresami instrukcji, GDB jest w końcu debuggerem pracującym z kodem źródłowym.

Przjrzyjmy się rejestrom. W EAX znajduje się wartość 13:

```
(gdb) info registers
eax            0xd          13
ecx            0x0          0
edx            0x0          0
ebx            0xb7fc0000    -1208221696
esp            0xbffff120    0xbffff120
ebp            0xbffff138    0xbffff138
esi            0x0          0
edi            0x0          0
eip            0x0804844a    0x0804844a <main+45>
...
```

Deasemblujemy kolejne instrukcje. Strzałka pokazuje na instrukcję, która zostanie wykonana jako kolejna.

```
(gdb) disas
Dump of assembler code for function main:
0x0804841d <+0>:    push    %ebp
0x0804841e <+1>:    mov     %esp,%ebp
0x08048420 <+3>:    and     $0xffffffff0,%esp
0x08048423 <+6>:    sub     $0x10,%esp
0x08048426 <+9>:    movl    $0x3,0xc(%esp)
0x0804842e <+17>:   movl    $0x2,0x8(%esp)
0x08048436 <+25>:   movl    $0x1,0x4(%esp)
0x0804843e <+33>:   movl    $0x80484f0,(%esp)
0x08048445 <+40>:   call    0x80482f0 <printf@plt>
=> 0x0804844a <+45>:   mov     $0x0,%eax
0x0804844f <+50>:   leave
0x08048450 <+51>:   ret
End of assembler dump.
```

GDB używa domyślnie składni AT&T. Możemy jednak przełączyć się na składnię Intel.

```
(gdb) set disassembly-flavor intel
(gdb) disas
Dump of assembler code for function main:
0x0804841d <+0>:    push    ebp
0x0804841e <+1>:    mov     ebp,esp
0x08048420 <+3>:    and     esp,0xffffffff0
0x08048423 <+6>:    sub     esp,0x10
0x08048426 <+9>:    mov     DWORD PTR [esp+0xc],0x3
0x0804842e <+17>:   mov     DWORD PTR [esp+0x8],0x2
0x08048436 <+25>:   mov     DWORD PTR [esp+0x4],0x1
0x0804843e <+33>:   mov     DWORD PTR [esp],0x80484f0
0x08048445 <+40>:   call    0x80482f0 <printf@plt>
=> 0x0804844a <+45>:   mov     eax,0x0
0x0804844f <+50>:   leave
0x08048450 <+51>:   ret
End of assembler dump.
```

Wykonajmy kolejną linię kodu w C/C++. **GDB** pokazuje klamrowy nawias zamykający, który oznacza koniec bloku kodu.

```
(gdb) step
7      };
```

Sprawdźmy rejestry po wykonaniu instrukcji MOV EAX, 0. Tak jak się spodziewamy, EAX zawiera teraz wartość 0.

```
(gdb) info registers
eax            0x0            0
ecx            0x0            0
edx            0x0            0
ebx            0xb7fc0000      -1208221696
```

esp	0xbffff120	0xbffff120
ebp	0xbffff138	0xbffff138
esi	0x0	0
edi	0x0	0
eip	0x804844f	0x804844f <main+50>
...		

x64: 9 argumentów

Zmieńmy nieco nasz przykład, by zobaczyć jak na x64 argumenty przekazywane są przez stos. Zwiększymy liczbę argumentów do 9 (łańcuch znaków z formatem + 8 zmiennych typu *int*):

```
#include <stdio.h>

int main()
{
    printf("a=%d; b=%d; c=%d; d=%d; e=%d; f=%d; g=%d; h=%d\n",
        1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 8);
    return 0;
};
```

MSVC

Jak wspomnieliśmy poprzednio — pierwsze 4 argumenty na Win64 przekazywane są przez rejestry RCX, RDX, R8 i R9 a pozostałe przez stos⁶⁸.

Widać to na wygenerowanym listingu. Stos został przygotowany przy pomocy instrukcji MOV, zamiast PUSH- wartości zostały odłożone ze wskazaniem adresu.

Listing 1.49: MSVC 2012 x64

```
$SG2923 DB 'a=%d; b=%d; c=%d; d=%d; e=%d; f=%d; g=%d; h=%d', 0aH, 00H

main PROC
    sub rsp, 88

    mov DWORD PTR [rsp+64], 8
    mov DWORD PTR [rsp+56], 7
    mov DWORD PTR [rsp+48], 6
    mov DWORD PTR [rsp+40], 5
    mov DWORD PTR [rsp+32], 4
    mov r9d, 3
    mov r8d, 2
    mov edx, 1
    lea rcx, OFFSET FLAT:$SG2923
    call printf
```

⁶⁸przyp. tłum. - rzecz wygląda inaczej w przypadku przekazywania argumentów zmiennoprzecinkowych, gdy może zostać wykorzystany rejestr wektorowy XMM0-XMM3


```

; zwróć 0
xor eax, eax

add rsp, 88
ret 0
main      ENDP
_TEXT     ENDS
END

```

Uważny czytelnik może się zastanawiać, dlaczego dla wartości typu *int* zostało zaalokowanych 8 bajtów, skoro wystarczą tylko 4? Dla przypomnienia: 8 bajtów jest alokowanych dla każdego typu danych, krótszego niż 64 bity. Powodem jest wygoda, łatwo w ten sposób wyliczyć adres dowolnego argumentu. Poza tym, wszystkie są przechowywane w pamięci na wyrównanych adresach. W środowisku 32-bitowym jest podobnie - 4 bajty są zarezerwowane dla wszystkich typów nie dłuższych niż 4 bajty⁶⁹.

GCC

Kompilacja na x86-64 systemach *NIX daje podobny wynik jak MSVC, jednak teraz 6 pierwszych argumentów jest przekazywanych przez rejestry RDI, RSI, RDX, RCX, R8 i R9, a cała reszta przez stos.

GCC generuje kod, który przechowuje wskaźnik stosu w EDI zamiast w RDI — co już zdążyliśmy zauważyć: [1.5.2 on page 22](#).

Widzieliśmy też, że rejestr EAX został wyzerowany przed wywołaniem funkcji `printf()`: [1.5.2 on page 22](#).

Listing 1.50: Optymalizujący GCC 4.4.6 x64

```

.LC0:
.string "a=%d; b=%d; c=%d; d=%d; e=%d; f=%d; g=%d; h=%d\n"

main:
    sub rsp, 40

    mov r9d, 5
    mov r8d, 4
    mov ecx, 3
    mov edx, 2
    mov esi, 1
    mov edi, OFFSET FLAT:.LC0
    xor eax, eax ; liczba użytych rejestrów wektorowych
    mov DWORD PTR [rsp+16], 8
    mov DWORD PTR [rsp+8], 7
    mov DWORD PTR [rsp], 6
    call    printf

    ; zwróć 0

    xor eax, eax

```

⁶⁹przyp. tłum. - np. zmienna typu long long zajmie 8 bajtów.

```
add rsp, 40
ret
```

GCC + GDB

Wczytajmy plik wykonywalny do debuggera [GDB](#)

```
$ gcc -g 2.c -o 2
```

```
$ gdb 2
GNU gdb (GDB) 7.6.1-ubuntu
...
Reading symbols from /home/dennis/polygon/2...done.
```

Listing 1.51: Ustawiamy breakpoint na funkcji printf() i zaczynamy wykonanie

```
(gdb) b printf
Breakpoint 1 at 0x400410
(gdb) run
Starting program: /home/dennis/polygon/2

Breakpoint 1, __printf (format=0x400628 "a=%d; b=%d; c=%d; d=%d; e=%d; f=%d; g=%d; h=%d\n") at printf.c:29
↳ ; g=%d; h=%d\n") at printf.c:29
29 printf.c: No such file or directory.
```

Rejestry RSI/RDX/RCX/R8/R9 zostały ustawione na spodziewane wartości. W RIP przechowywany jest adres pierwszej instrukcji z funkcji printf().

```
(gdb) info registers
rax                0x0          0
rbx                0x0          0
rcx                0x3          3
rdx                0x2          2
rsi                0x1          1
rdi                0x400628 4195880
rbp                0x7fffffffdf60 0x7fffffffdf60
rsp                0x7fffffffdf38 0x7fffffffdf38
r8                 0x4          4
r9                 0x5          5
r10                0x7fffffffdfce0 140737488346336
r11                0x7ffff7a65f60 140737348263776
r12                0x400440 4195392
r13                0x7fffffffef040 140737488347200
r14                0x0          0
r15                0x0          0
rip                0x7ffff7a65f60 0x7ffff7a65f60 <__printf>
...
```

Listing 1.52: Łańcuch znaków z formatem

```
(gdb) x/s $rdi
0x400628: "a=%d; b=%d; c=%d; d=%d; e=%d; f=%d; g=%d; h=%d\n"
```

Wyświetlimy zawartość stosu za pomocą komendy `x/10g $rsp` —`g` oznacza *giant word*, czyli wartość 64-bitową.

```
(gdb) x/10g $rsp
0x7fffffffdf38: 0x0000000000400576      0x0000000000000006
0x7fffffffdf48: 0x0000000000000007      0x00007fff00000008
0x7fffffffdf58: 0x0000000000000000      0x0000000000000000
0x7fffffffdf68: 0x00007ffff7a33de5      0x0000000000000000
0x7fffffffdf78: 0x00007ffffffe048      0x0000000100000000
```

Jak w poprzednim przykładzie, pierwszy element na stosie jest adres powrotu [RA](#). 3 wartości przekazywane są przez stos: 6, 7, 8. Widać, że 8 przekazywane jest z wypełnionymi 32 starszymi bitami: `0x00007fff00000008`. Nie stanowi to problemu, ponieważ argument jest typu *int*, który jest 32-bitowy. Starsze części rejestrów, albo elementów na stosie, mogą zawierać „losowe śmieci”.

Jeśli sprawdzimy gdzie zostanie zwrócone sterowanie po zakończeniu funkcji `printf()`, **GDB** pokaże funkcję `main`:

```
(gdb) set disassembly-flavor intel
(gdb) disas 0x0000000000400576
Dump of assembler code for function main:
0x000000000040052d <+0>:      push    rbp
0x000000000040052e <+1>:      mov     rbp, rsp
0x0000000000400531 <+4>:      sub     rsp, 0x20
0x0000000000400535 <+8>:      mov     DWORD PTR [rsp+0x10], 0x8
0x000000000040053d <+16>:     mov     DWORD PTR [rsp+0x8], 0x7
0x0000000000400545 <+24>:     mov     DWORD PTR [rsp], 0x6
0x000000000040054c <+31>:     mov     r9d, 0x5
0x0000000000400552 <+37>:     mov     r8d, 0x4
0x0000000000400558 <+43>:     mov     ecx, 0x3
0x000000000040055d <+48>:     mov     edx, 0x2
0x0000000000400562 <+53>:     mov     esi, 0x1
0x0000000000400567 <+58>:     mov     edi, 0x400628
0x000000000040056c <+63>:     mov     eax, 0x0
0x0000000000400571 <+68>:     call   0x400410 <printf@plt>
0x0000000000400576 <+73>:     mov     eax, 0x0
0x000000000040057b <+78>:     leave
0x000000000040057c <+79>:     ret
End of assembler dump.
```

Przeskoczmy na koniec funkcji `printf()` i wykonajmy jedną linię kodu z funkcji `main()`. W ramach tej linii rejestr `EAX` został wyzerowany. Debugger pokazuje teraz na koniec bloku kodu. Możemy się upewnić, że `EAX` rzeczywiście ma wartość 0, a `RIP` pokazuje teraz na instrukcję `LEAVE`, przedostatnią w funkcji `main()`.

```
(gdb) finish
Run till exit from #0  __printf (format=0x400628 "a=%d; b=%d; c=%d; d=%d; e=
↳ =%d; f=%d; g=%d; h=%d\n") at printf.c:29
a=1; b=2; c=3; d=4; e=5; f=6; g=7; h=8
main () at 2.c:6
6          return 0;
Value returned is $1 = 39
```

```
(gdb) next
7      };
(gdb) info registers
rax          0x0          0
rbx          0x0          0
rcx          0x26         38
rdx          0x7ffff7dd59f0 140737351866864
rsi          0x7fffffd9    2147483609
rdi          0x0          0
rbp          0x7ffffffffffdf60 0x7ffffffffffdf60
rsp          0x7ffffffffffdf40 0x7ffffffffffdf40
r8           0x7ffff7dd26a0 140737351853728
r9           0x7ffff7a60134 140737348239668
r10          0x7ffffffffffd5b0 140737488344496
r11          0x7ffff7a95900 140737348458752
r12          0x400440 4195392
r13          0x7ffffffffffe040 140737488347200
r14          0x0          0
r15          0x0          0
rip          0x40057b 0x40057b <main+78>
...
```

1.11.2 ARM

ARM: 4 argumenty

Tradycyjny sposób w ARM na przekazywanie argumentów (tzw. konwencja wywoływania funkcji) wygląda następująco: pierwsze 4 argumenty są przekazywane przez rejestry R0-R3, a pozostałe przez stos. Przypomina to konwencję fastcall (?? on page ??) czy win64 (?? on page ??).

32-bitowy ARM

Nieoptymalizujący Keil 6/2013 (tryb ARM)

Listing 1.53: Nieoptymalizujący Keil 6/2013 (tryb ARM)

```
.text:00000000 main
.text:00000000 10 40 2D E9   STMFD    SP!, {R4,LR}
.text:00000004 03 30 A0 E3   MOV     R3, #3
.text:00000008 02 20 A0 E3   MOV     R2, #2
.text:0000000C 01 10 A0 E3   MOV     R1, #1
.text:00000010 08 00 8F E2   ADR     R0, aADBDCD      ; "a=%d; b=%d; c=%d"
.text:00000014 06 00 00 EB   BL     __2printf
.text:00000018 00 00 A0 E3   MOV     R0, #0          ; zwróć 0
.text:0000001C 10 80 BD E8   LDMFD   SP!, {R4,PC}
```

Pierwsze 4 argumenty zostały przekazane przez rejestry R0-R3 w następującej kolejności: wskaźnik na łańcuch znaków z formatem w R0, następnie 1 w R1, 2 w R2

i 3 w R3. Instrukcja z adresu 0x18 zapisuje 0 do rejestru R0—jest to część instrukcji *return 0* z kodu C. Nic nadzwyczajnego.

Optymalizujący Keil 6/2013 generuje taki sam kod.

Optymalizujący Keil 6/2013 (tryb Thumb)

Listing 1.54: Optymalizujący Keil 6/2013 (tryb Thumb)

```
.text:00000000 main
.text:00000000 10 B5      PUSH    {R4,LR}
.text:00000002 03 23      MOVVS   R3, #3
.text:00000004 02 22      MOVVS   R2, #2
.text:00000006 01 21      MOVVS   R1, #1
.text:00000008 02 A0      ADR     R0, aADBDCD      ; "a=%d; b=%d; c=%d"
.text:0000000A 00 F0 0D F8      BL      __2printf
.text:0000000E 00 20      MOVVS   R0, #0
.text:00000010 10 BD      POP     {R4,PC}
```

Porównując do niezoptymalizowanego kodu w trybie ARM, nie widać wyraźnej różnicy.

Optymalizujący Keil 6/2013 (tryb ARM) + usunięty return

Zmieńmy nieco przykład, usuwając *return 0*:

```
#include <stdio.h>

void main()
{
    printf("a=%d; b=%d; c=%d", 1, 2, 3);
};
```

Efekt jest dość nieoczekiwany:

Listing 1.55: Optymalizujący Keil 6/2013 (tryb ARM)

```
.text:00000014 main
.text:00000014 03 30 A0 E3      MOV     R3, #3
.text:00000018 02 20 A0 E3      MOV     R2, #2
.text:0000001C 01 10 A0 E3      MOV     R1, #1
.text:00000020 1E 0E 8F E2      ADR     R0, aADBDCD      ; "a=%d; b=%d; c=%d\n"
.text:00000024 CB 18 00 EA      B       __2printf
```

W zoptymalizowanej wersji w trybie ARM widzimy, że ostatnią instrukcją jest B zamiast spodziewanej BL. Inną różnicą jest brak prologu i epilogu (instrukcje zachowujące wartości rejestrów R0 i LR), które wystąpiły w wersji niezoptymalizowanej.

Instrukcja B skacze pod inny adres, bez zmiany rejestru LR, podobnie jak JMP w x86. Dlaczego to działa? Nowy kod w działaniu jest równoważny poprzedniej wersji z dwóch powodów:

1) nie jest modyfikowany [SP](#) ([wskaźnik stosu](#)),

2) wywołanie `printf()` jest ostatnią instrukcją, nic się dalej nie dzieje.

Funkcja `printf()` po zakończeniu pracy zwraca sterowanie do adresu z [LR](#). [LR](#) przechowuje adres miejsca, z którego nasza funkcja została wywołana, a więc tam też zostanie zwrócone sterowanie. Nie musimy zapisywać [LR](#), ponieważ nie ma konieczności jego modyfikacji. W programie nie ma innych wywołań funkcji niż wywołanie `printf()` i to z tego powodu nie musimy modyfikować [LR](#). Co więcej, po wywołaniu funkcji nie musimy już nic robić! To właśnie dzięki tym wszystkim okolicznościom optymalizacja była możliwa.

Podobna optymalizacja pojawia się często w funkcjach, których ostatnią instrukcją jest wywołanie innej funkcji. Podobny przykład widać tutaj: [?? on page ??](#).

Nieco prostszy przykład opisywaliśmy już wcześniej: [1.10 on page 57](#).

ARM64

Nieoptymalizujący GCC (Linaro) 4.9

Listing 1.56: Nieoptymalizujący GCC (Linaro) 4.9

```
.LC1:
    .string "a=%d; b=%d; c=%d"
f2:
; zapisz FP i LR w ramce stosu:
    stp x29, x30, [sp, -16]!
; ustaw wskaźnik ramki stosu (FP=SP):
    add x29, sp, 0
    adrp    x0, .LC1
    add x0, x0, :lo12:.LC1
    mov w1, 1
    mov w2, 2
    mov w3, 3
    bl printf
    mov w0, 0
; przywróć FP i LR
    ldp x29, x30, [sp], 16
    ret
```

Pierwsza instrukcja `STP` (*Store Pair*) zapisuje na stosie [FP](#) (`X29`) i [LR](#) (`X30`). Kolejna — `ADD X29, SP, 0` — tworzy ramkę stosu przez zapisanie wartości [SP](#) do `X29`.

Następnie widać już znaną parę instrukcji `ADRP/ADD`, która konstruuje wskaźnik na łańcuch znaków. `lo12` oznacza młodsze 12 bitów — linker umieści młodsze 12 bitów adresu `LC1` w kodzie operacji (opcode) instrukcji `ADD`. Trzy ostatnie argumenty funkcji `printf()` — `1, 2 i 3` — to literały typu *int*, więc są ładowane do 32-bitowych części rejestru.⁷⁰

⁷⁰Zmiana `1` na `1L` (literał `long` `long`) spowoduje, że będzie to wartość 64-bitowa i trafi ona do rejestru 64-bitowego. Więcej o definiowaniu liczb całkowitych i literałach w C/C++: [1](#), [2](#).

Optymalizujący GCC (Linaro) 4.9 generuje taki sam kod.

ARM: 9 argumentów

Użyjemy ponownie przykładu z 9 argumentami: [1.11.1 on page 68](#).

```
#include <stdio.h>

int main()
{
    printf("a=%d; b=%d; c=%d; d=%d; e=%d; f=%d; g=%d; h=%d\n",
        1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 8);
    return 0;
};
```

Optymalizujący Keil 6/2013: tryb ARM

```
.text:00000028          main
.text:00000028
.text:00000028          var_18 = -0x18
.text:00000028          var_14 = -0x14
.text:00000028          var_4  = -4
.text:00000028
.text:00000028 04 E0 2D E5  STR    LR, [SP,#var_4]!
.text:0000002C 14 D0 4D E2  SUB    SP, SP, #0x14
.text:00000030 08 30 A0 E3  MOV    R3, #8
.text:00000034 07 20 A0 E3  MOV    R2, #7
.text:00000038 06 10 A0 E3  MOV    R1, #6
.text:0000003C 05 00 A0 E3  MOV    R0, #5
.text:00000040 04 C0 8D E2  ADD    R12, SP, #0x18+var_14
.text:00000044 0F 00 8C E8  STMIA  R12, {R0-R3}
.text:00000048 04 00 A0 E3  MOV    R0, #4
.text:0000004C 00 00 8D E5  STR    R0, [SP,#0x18+var_18]
.text:00000050 03 30 A0 E3  MOV    R3, #3
.text:00000054 02 20 A0 E3  MOV    R2, #2
.text:00000058 01 10 A0 E3  MOV    R1, #1
.text:0000005C 6E 0F 8F E2  ADR    R0, aADBDCDDDEDFDGD ; "a=%d; b=%d; c=%d;
    d=%d; e=%d; f=%d; g=%"...
.text:00000060 BC 18 00 EB  BL     __2printf
.text:00000064 14 D0 8D E2  ADD    SP, SP, #0x14
.text:00000068 04 F0 9D E4  LDR    PC, [SP+4+var_4],#4
```

Kod można podzielić na kilka części.

- Prolog.

Pierwsza instrukcja — `STR LR, [SP,#var_4]!` — zapisuje `LR` na stosie, ponieważ użyjemy tego rejestru przy wywołaniu funkcji `printf()`. Wykrzyknik na końcu oznacza *pre-index*.

Pre-index oznacza, że **SP** zostanie najpierw zmniejszony o 4, a następnie pod tym zmodyfikowanym adresem zostanie zapisana wartość **LR**. Podobnie działa instrukcja **PUSH** na x86. Więcej przeczytasz o tym tutaj: [?? on page ??](#).

Druga instrukcja — **SUB SP, SP, #0x14** — zmniejsza **SP** ([wskaźnik stosu](#)) by zaalokować na stosie 0x14 (20) bajtów. Będziemy przekazywać do funkcji **printf()** 5 32-bitowych wartości, każda z nich zajmuje 4 bajty — razem zajmą więc dokładnie 20 bajtów. Pozostałe 4 32-bitowe wartości zostaną przekazane przez rejestry.

- Przekazania argumentów 5, 6, 7 i 8 przez stos.

Najpierw argumenty zapisywane są do rejestrów, odpowiednio: R0, R1, R2 and R3. Następnie instrukcja **ADD R12, SP, #0x18+var_14** zapisuje do rejestru R12 adres stosu, pod którym te wartości zostaną umieszczone. **var_14** to makro równe -0x14, stworzone przez program **IDA** by poprawić czytelność kodu pracującego ze stosem. Makra **var_?** wygenerowane w programie **IDA** odpowiadają zmiennym lokalnym umieszczonym na stosie. Zatem ostatecznie do rejestru R12 trafi adres **SP+4**.

Kolejna instrukcja — **STMIA R12, R0-R3** — zapisuje zawartość rejestrów R0-R3 w pamięci, pod adres z R12. **STMIA** to skrót od *Store Multiple Increment After*. *Increment After* oznacza, że R12 będzie zwiększany o 4, po każdej zapisanej wartości rejestru.

- Przekazanie argumentu 4 przez stos.

Najpierw wartość 4 jest zapisywana w R0, a następnie za pomocą instrukcji **STR R0, [SP, #0x18+var_18]** odkładana jest na stos. **var_18** to -0x18, a więc ostateczne przesunięcie (offset) wynosi 0, a więc wartość z R0 (4) trafi pod adres z **SP**.

- Przekazanie argumentów 1, 2, 3 przez rejestry.

3 pierwsze argumenty — 1, 2, 3 (a, b, c w łańcuchu formatującym) — są przekazywane przez rejestry R1, R2 i R3 tuż przed wywołaniem funkcji **printf()**.

- Wywołanie **printf()**.
- Epilog.

Instrukcja **ADD SP, SP, #0x14** przywraca wskaźnik stosu **SP** do poprzedniej wartości, porzucając wszystkie tam zapisane dane. Oczywiście odłożone wartości wciąż tam są, ale zostaną nadpisane przy wywołaniach kolejnych funkcji.

Instrukcja **LDR PC, [SP+4+var_4], #4** wczytuje do **PC** wcześniej odłożoną na stos wartość **LR**, powodując wyjście z funkcji. Tym razem na końcu instrukcji nie ma wykrzyknika — tak, najpierw **PC** jest ładowany z adresu przechowywanego w **SP** ($4 + var_4 = 4 + (-4) = 0$), a następnie **SP** jest zwiększany o 4.

Dlaczego **IDA** w taki sposób wyświetla instrukcje? W ten sposób łatwiej pokazać układ danych na stosie, widać tutaj, że zmienna **var_4** została stworzona do zapisu wartości **LR** na stosie lokalnym. Instrukcje jest na swój sposób podobna do **P0P PC** w x86⁷¹.

⁷¹Niemożliwe jest ustawienie wartości w **IP/EIP/RIP** za pomocą **P0P** w x86, ale poza tym to trafne

Optymalizujący Keil 6/2013: tryb Thumb

```
.text:0000001C      printf_main2
.text:0000001C
.text:0000001C      var_18 = -0x18
.text:0000001C      var_14 = -0x14
.text:0000001C      var_8  = -8
.text:0000001C
.text:0000001C 00 B5      PUSH    {LR}
.text:0000001E 08 23      MOVS    R3, #8
.text:00000020 85 B0      SUB     SP, SP, #0x14
.text:00000022 04 93      STR     R3, [SP,#0x18+var_8]
.text:00000024 07 22      MOVS    R2, #7
.text:00000026 06 21      MOVS    R1, #6
.text:00000028 05 20      MOVS    R0, #5
.text:0000002A 01 AB      ADD     R3, SP, #0x18+var_14
.text:0000002C 07 C3      STMIA   R3!, {R0-R2}
.text:0000002E 04 20      MOVS    R0, #4
.text:00000030 00 90      STR     R0, [SP,#0x18+var_18]
.text:00000032 03 23      MOVS    R3, #3
.text:00000034 02 22      MOVS    R2, #2
.text:00000036 01 21      MOVS    R1, #1
.text:00000038 A0 A0      ADR     R0, aADBDCDDDED FDGD ; "a=%d; b=%d; c=%d;
    d=%d; e=%d; f=%d; g=%"...
.text:0000003A 06 F0 D9 F8 BL      __2printf
.text:0000003E
.text:0000003E      loc_3E      ; CODE XREF: example13_f+16
.text:0000003E 05 B0      ADD     SP, SP, #0x14
.text:00000040 00 BD      POP     {PC}
```

Wyjście jest podobne do poprzedniego przykładu. Tym razem jest to kod w trybie Thumb i wartości są umieszczane na stosie w innym porządku: najpierw odkładana jest wartość 8, jako druga odkładana jest grupa wartości 5, 6, 7 a jako trzecia odkładana jest wartość 4.

Optymalizujący Xcode 4.6.3 (LLVM): tryb ARM

```
__text:0000290C      _printf_main2
__text:0000290C
__text:0000290C      var_1C = -0x1C
__text:0000290C      var_C  = -0xC
__text:0000290C
__text:0000290C 80 40 2D E9      STMFD   SP!, {R7,LR}
__text:00002910 0D 70 A0 E1      MOV     R7, SP
__text:00002914 14 D0 4D E2      SUB     SP, SP, #0x14
__text:00002918 70 05 01 E3      MOV     R0, #0x1570
__text:0000291C 07 C0 A0 E3      MOV     R12, #7
__text:00002920 00 00 40 E3      MOVT    R0, #0
__text:00002924 04 20 A0 E3      MOV     R2, #4
```

porównanie.

```

__text:00002928 00 00 8F E0  ADD    R0, PC, R0
__text:0000292C 06 30 A0 E3  MOV    R3, #6
__text:00002930 05 10 A0 E3  MOV    R1, #5
__text:00002934 00 20 8D E5  STR    R2, [SP,#0x1C+var_1C]
__text:00002938 0A 10 8D E9  STMFA  SP, {R1,R3,R12}
__text:0000293C 08 90 A0 E3  MOV    R9, #8
__text:00002940 01 10 A0 E3  MOV    R1, #1
__text:00002944 02 20 A0 E3  MOV    R2, #2
__text:00002948 03 30 A0 E3  MOV    R3, #3
__text:0000294C 10 90 8D E5  STR    R9, [SP,#0x1C+var_C]
__text:00002950 A4 05 00 EB  BL     _printf
__text:00002954 07 D0 A0 E1  MOV    SP, R7
__text:00002958 80 80 BD E8  LDMFD  SP!, {R7,PC}

```

Niemal to samo widzieliśmy poprzednio, za wyjątkiem instrukcji STMFA (Store Multiple Full Ascending), która jest synonimem STMIB (Store Multiple Increment Before). Instrukcja najpierw zwiększa wartość rejestru `SP`, a po tym zapisuje wartości rejestrów (z drugiego operandu) do pamięci. Te dwa kroki odbywają się w odwrotnej kolejności niż w instrukcji STMIA.

Można również zwrócić uwagę, że instrukcje zostały rozrzucone jakby losowo. Na przykład wartość w rejestrze `R0` jest ustawiana w trzech różnych miejscach: `0x2918`, `0x2920` i `0x2928`, a można by to zrobić w jednym.

Musimy pamiętać, że ten porządek jest pozornie losowy, kompilator ma swoje powody do takiego szeregowania instrukcji, ponieważ kieruje się efektywnością kodu w trakcie wykonania.

Procesor z reguły próbuje równolegle wykonywać instrukcje położone obok siebie. Na przykład, instrukcje jak `MOVT R0, #0` oraz `ADD R0, PC, R0` nie mogą być wykonywane równocześnie, gdyż obie modyfikują ten sam rejestr `R0`. Z drugiej strony, `MOVT R0, #0` oraz `MOV R2, #4` mogą być wykonywane równolegle, gdyż nie ma konfliktu między wynikami ich pracy. Prawdopodobnie kompilator starał się tak uszeregować instrukcje, by mogły być wykonywane równolegle tam, gdzie to możliwe.

Optymalizujący Xcode 4.6.3 (LLVM): tryb Thumb-2

```

__text:00002BA0                                _printf_main2
__text:00002BA0
__text:00002BA0                                var_1C = -0x1C
__text:00002BA0                                var_18 = -0x18
__text:00002BA0                                var_C  = -0xC
__text:00002BA0
__text:00002BA0 80 B5                                PUSH    {R7,LR}
__text:00002BA2 6F 46                                MOV     R7, SP
__text:00002BA4 85 B0                                SUB     SP, SP, #0x14
__text:00002BA6 41 F2 D8 20                       MOVW    R0, #0x12D8
__text:00002BAA 4F F0 07 0C                       MOV.W   R12, #7
__text:00002BAE C0 F2 00 00                       MOVT.W  R0, #0
__text:00002BB2 04 22                                MOVS    R2, #4
__text:00002BB4 78 44                                ADD     R0, PC ; char *
__text:00002BB6 06 23                                MOVS    R3, #6

```

```

__text:00002BB8 05 21      MOVS      R1, #5
__text:00002BBA 0D F1 04 0E    ADD.W     LR, SP, #0x1C+var_18
__text:00002BBE 00 92      STR      R2, [SP,#0x1C+var_1C]
__text:00002BC0 4F F0 08 09    MOV.W     R9, #8
__text:00002BC4 8E E8 0A 10    STMIA.W  LR, {R1,R3,R12}
__text:00002BC8 01 21      MOVS      R1, #1
__text:00002BCA 02 22      MOVS      R2, #2
__text:00002BCC 03 23      MOVS      R3, #3
__text:00002BCE CD F8 10 90    STR.W     R9, [SP,#0x1C+var_C]
__text:00002BD2 01 F0 0A EA    BLX      _printf
__text:00002BD6 05 B0      ADD      SP, SP, #0x14
__text:00002BD8 80 BD      POP      {R7,PC}

```

Wyjście jest prawie takie samo jak w poprzednim przykładzie, różnicą jest użycie instrukcji z trybu Thumb/Thumb-2.

ARM64

Nieoptymalizujący GCC (Linaro) 4.9

Listing 1.57: Nieoptymalizujący GCC (Linaro) 4.9

```

.LC2:
.string "a=%d; b=%d; c=%d; d=%d; e=%d; f=%d; g=%d; h=%d\n"
f3:
; przydziel miejsce na stosie:
sub sp, sp, #32
; zapisz FP i LR w ramce stosu:
stp x29, x30, [sp,16]
; ustaw wskaźnik ramki stosu (FP=SP+16):
add x29, sp, 16
adrp x0, .LC2 ; "a=%d; b=%d; c=%d; d=%d; e=%d; f=%d; g=%d; h=%d\n"
add x0, x0, :lo12:.LC2
mov w1, 8 ; 9. argument
str w1, [sp] ; zapisz 9. argument na stosie
mov w1, 1
mov w2, 2
mov w3, 3
mov w4, 4
mov w5, 5
mov w6, 6
mov w7, 7
bl printf
sub sp, x29, #16
; przywróć FP i LR
ldp x29, x30, [sp,16]
add sp, sp, 32
ret

```

Pierwsze 8 argumentów przekazywanych jest w rejestrach X- oraz W-: [Procedure Call Standard for the ARM 64-bit Architecture (AArch64), (2013)]⁷². Wskaźnik na łańcuch znaków wymaga 64-bitowego rejestru, trafia więc do X0. Wszystkie pozostałe wartości są typu *int*, mają szerokość 32 bitów i umieszczane są w młodszych 32-bitowych częściach rejestrów (W-). Dziewiąty argument (8) jest przekazywany przez stos. Nie można przekazać dużej liczby argumentów przez rejestry, gdyż ich liczba jest ograniczona.

Optymalizujący GCC (Linaro) 4.9 generuje taki sam kod.

1.11.3 MIPS

4 argumenty

Optymalizujący GCC 4.4.5

Główną różnicą między przykładem z „Hello, world!” jest to, że tym razem wywoływana jest funkcja `printf()` zamiast `puts()` a 3 dodatkowe argumenty przekazywane są przez rejestry \$5...\$7 (\$A1 ...\$A3). Nazwy tych rejestrów są poprzedzone literą „A”, gdyż w architekturze MIPS rejestry \$4...\$7 (\$A0 ...\$A3) służą do przekazywania argumentów.

Listing 1.58: Optymalizujący GCC 4.4.5 (wyjście w assemblerze)

```
$LC0:
    .ascii "a=%d; b=%d; c=%d\000"
main:
; prolog:
    lui $28,%hi(__gnu_local_gp)
    addiu $sp,$sp,-32
    addiu $28,$28,%lo(__gnu_local_gp)
    sw $31,28($sp)
; załaduj adres funkcji printf():
    lw $25,%call16(printf)($28)
; załaduj adres łańcucha znaków i ustaw jako 1. argument funkcji printf():
    lui $4,%hi($LC0)
    addiu $4,$4,%lo($LC0)
; ustaw 2. argument funkcji printf():
    li $5,1          # 0x1
; ustaw 3. argument funkcji printf():
    li $6,2          # 0x2
; wywołaj printf():
    jalr $25
; ustaw 4. argument funkcji printf() (branch delay slot):
    li $7,3          # 0x3

; epilog:
    lw $31,28($sp)
; ustaw wartość zwracaną na 0:
    move $2,$0
```

⁷²Dostęp także przez http://infocenter.arm.com/help/topic/com.arm.doc.ih0055b/IHI0055B_aapcs64.pdf

```
; zwróć wartość:
j    $31
addiu $sp,$sp,32 ; branch delay slot
```

Listing 1.59: Optymalizujący GCC 4.4.5 (IDA)

```
.text:00000000 main:
.text:00000000
.text:00000000 var_10      = -0x10
.text:00000000 var_4      = -4
.text:00000000
; prolog:
.text:00000000          lui    $gp, (__gnu_local_gp >> 16)
.text:00000004          addiu  $sp, -0x20
.text:00000008          la     $gp, (__gnu_local_gp & 0xFFFF)
.text:0000000C          sw     $ra, 0x20+var_4($sp)
.text:00000010          sw     $gp, 0x20+var_10($sp)
; załaduj adres funkcji printf():
.text:00000014          lw     $t9, (printf & 0xFFFF)($gp)
; załaduj adres łańcucha znaków i ustaw jako 1. argument funkcji printf():
.text:00000018          la     $a0, $LC0          # "a=%d; b=%d; c=%d"
; ustaw 2. argument funkcji printf():
.text:00000020          li     $a1, 1
; ustaw 3. argument funkcji printf():
.text:00000024          li     $a2, 2
; call printf():
.text:00000028          jalr   $t9
; ustaw 4. argument funkcji printf() (branch delay slot):
.text:0000002C          li     $a3, 3
; epilog:
.text:00000030          lw     $ra, 0x20+var_4($sp)
; ustaw wartość zwracaną na 0:
.text:00000034          move   $v0, $zero
; zwróć wartość:
.text:00000038          jr     $ra
.text:0000003C          addiu  $sp, 0x20 ; branch delay slot
```

IDA zgrupowała parę instrukcji LUI i ADDIU w jedną pseudoinstrukcję LA. Z tego powodu pod adresem 0x1C nie ma instrukcji - LA *zajmuje* 8 bajtów.

Nieoptymalizujący GCC 4.4.5

Nieoptymalizujący GCC generuje nieco rozwlekły kod:

Listing 1.60: Nieoptymalizujący GCC 4.4.5 (wyjście w assemblerze)

```
$LC0:
    .ascii  "a=%d; b=%d; c=%d\000"
main:
; prolog:
    addiu  $sp,$sp,-32
    sw     $31,28($sp)
```

```

    sw  $fp,24($sp)
    move  $fp,$sp
    lui  $28,%hi(__gnu_local_gp)
    addiu $28,$28,%lo(__gnu_local_gp)
; załaduj adres łańcucha znaków:
    lui  $2,%hi($LC0)
    addiu $2,$2,%lo($LC0)
; ustaw 1. argument funkcji printf():
    move  $4,$2
; ustaw 2. argument funkcji printf():
    li  $5,1          # 0x1
; ustaw 3. argument funkcji printf():
    li  $6,2          # 0x2
; ustaw 4. argument funkcji printf():
    li  $7,3          # 0x3
; pobierz adres funkcji printf():
    lw  $2,%call16(printf)($28)
    nop
; wywołaj printf():
    move  $25,$2
    jalr  $25
    nop

; epilog:
    lw  $28,16($fp)
; ustaw wartość zwracaną na 0:
    move  $2,$0
    move  $sp,$fp
    lw  $31,28($sp)
    lw  $fp,24($sp)
    addiu $sp,$sp,32
; zwróć wartość:
    j  $31
    nop

```

Listing 1.61: Nieoptymalizujący GCC 4.4.5 (IDA)

```

.text:00000000 main:
.text:00000000
.text:00000000 var_10      = -0x10
.text:00000000 var_8      = -8
.text:00000000 var_4      = -4
.text:00000000
; prolog:
.text:00000000          addiu  $sp, -0x20
.text:00000004          sw     $ra, 0x20+var_4($sp)
.text:00000008          sw     $fp, 0x20+var_8($sp)
.text:0000000C          move   $fp, $sp
.text:00000010          la     $gp, __gnu_local_gp
.text:00000018          sw     $gp, 0x20+var_10($sp)
; załaduj adres łańcucha znaków:
.text:0000001C          la     $v0, aADBDCD      # "a=%d; b=%d; c=%d"
; ustaw 1. argument funkcji printf():
.text:00000024          move   $a0, $v0

```

```

; ustaw 2. argument funkcji printf():
.text:00000028      li      $a1, 1
; ustaw 3. argument funkcji printf():
.text:0000002C      li      $a2, 2
; ustaw 4. argument funkcji printf():
.text:00000030      li      $a3, 3
; pobierz adres funkcji printf():
.text:00000034      lw      $v0, (printf & 0xFFFF)($gp)
.text:00000038      or      $at, $zero
; wywołaj printf():
.text:0000003C      move    $t9, $v0
.text:00000040      jalr    $t9
.text:00000044      or      $at, $zero ; NOP
; epilog:
.text:00000048      lw      $gp, 0x20+var_10($fp)
; ustaw wartość zwracaną na 0:
.text:0000004C      move    $v0, $zero
.text:00000050      move    $sp, $fp
.text:00000054      lw      $ra, 0x20+var_4($sp)
.text:00000058      lw      $fp, 0x20+var_8($sp)
.text:0000005C      addiu   $sp, 0x20
; zwróć wartość:
.text:00000060      jr      $ra
.text:00000064      or      $at, $zero ; NOP

```

9 argumentów

Ponownie użyjmy przykładu z 9. argumentami z poprzedniego rozdziału: [1.11.1 on page 68](#).

```

#include <stdio.h>

int main()
{
    printf("a=%d; b=%d; c=%d; d=%d; e=%d; f=%d; g=%d; h=%d\n",
          1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 8);
    return 0;
};

```

Optymalizujący GCC 4.4.5

4 pierwsze argumenty są przekazane przez rejestry \$A0 ...\$A3, a pozostałe przez stos.

Jest to tzw. konwencja wywoływania O32 (najpowszechniejsza w świecie MIPS). Inne konwencje (jak np. N32) mogą używać innej liczby rejestrów do przekazywania argumentów.

SW to skrótowiec od „Store Word” (z rejestru do pamięci). W MIPS brakuje instrukcji bezpośrednio zapisującej wartość w pamięci, zawsze do tego celu trzeba użyć pary LI/SW.

Listing 1.62: Optymalizujący GCC 4.4.5 (wyjście w assemblerze)

```

$LC0:
    .ascii  "a=%d; b=%d; c=%d; d=%d; e=%d; f=%d; g=%d; h=%d\012\000"
main:
; prolog:
    lui $28,%hi(__gnu_local_gp)
    addiu $sp,$sp,-56
    addiu $28,$28,%lo(__gnu_local_gp)
    sw $31,52($sp)
; zapisz 5. argument na stosie:
    li $2,4          # 0x4
    sw $2,16($sp)
; zapisz 6. argument na stosie:
    li $2,5          # 0x5
    sw $2,20($sp)
; zapisz 7. argument na stosie:
    li $2,6          # 0x6
    sw $2,24($sp)
; zapisz 8. argument na stosie:
    li $2,7          # 0x7
    lw $25,%call16(sprintf)($28)
    sw $2,28($sp)
; zapisz 1 argument w $a0:
    lui $4,%hi($LC0)
; zapisz 9 argument na stosie:
    li $2,8          # 0x8
    sw $2,32($sp)
    addiu $4,$4,%lo($LC0)
; zapisz 2 argument w $a1:
    li $5,1          # 0x1
; zapisz 3 argument w $a2:
    li $6,2          # 0x2
; wywołaj printf():
    jalr $25
; zapisz 4 argument w $a3 (branch delay slot):
    li $7,3          # 0x3

; epilog:
    lw $31,52($sp)
; ustaw wartość zwracaną na 0:
    move $2,$0
; zwróć wartość
    j $31
    addiu $sp,$sp,56 ; branch delay slot

```

Listing 1.63: Optymalizujący GCC 4.4.5 (IDA)

```

.text:00000000 main:
.text:00000000
.text:00000000 var_28      = -0x28
.text:00000000 var_24      = -0x24
.text:00000000 var_20      = -0x20
.text:00000000 var_1C      = -0x1C

```



```

.text:00000000 var_18      = -0x18
.text:00000000 var_10      = -0x10
.text:00000000 var_4       = -4
.text:00000000
; prolog:
.text:00000000          lui    $gp, (__gnu_local_gp >> 16)
.text:00000004          addiu  $sp, -0x38
.text:00000008          la     $gp, (__gnu_local_gp & 0xFFFF)
.text:0000000C          sw     $ra, 0x38+var_4($sp)
.text:00000010          sw     $gp, 0x38+var_10($sp)
; zapisz 5. argument na stosie:
.text:00000014          li     $v0, 4
.text:00000018          sw     $v0, 0x38+var_28($sp)
; zapisz 6. argument na stosie:
.text:0000001C          li     $v0, 5
.text:00000020          sw     $v0, 0x38+var_24($sp)
; zapisz 7. argument na stosie:
.text:00000024          li     $v0, 6
.text:00000028          sw     $v0, 0x38+var_20($sp)
; zapisz 8. argument na stosie:
.text:0000002C          li     $v0, 7
.text:00000030          lw     $t9, (printf & 0xFFFF)($gp)
.text:00000034          sw     $v0, 0x38+var_1C($sp)
; przygotuj 1. argument w $a0:
.text:00000038          lui    $a0, ($LC0 >> 16) # "a=%d; b=%d;
          c=%d; d=%d; e=%d; f=%d; g=%"...
; zapisz 9. argument na stosie:
.text:0000003C          li     $v0, 8
.text:00000040          sw     $v0, 0x38+var_18($sp)
; zapisz 1. argument w $a0:
.text:00000044          la     $a0, ($LC0 & 0xFFFF) # "a=%d; b=%d;
          c=%d; d=%d; e=%d; f=%d; g=%"...
; zapisz 2. argument w $a1:
.text:00000048          li     $a1, 1
; zapisz 3. argument w $a2:
.text:0000004C          li     $a2, 2
; wywołaj printf():
.text:00000050          jalr   $t9
; zapisz 4. argument w $a3 (branch delay slot):
.text:00000054          li     $a3, 3
; epilog:
.text:00000058          lw     $ra, 0x38+var_4($sp)
; ustaw wartość zwracaną na 0:
.text:0000005C          move   $v0, $zero
; zwróć wartość
.text:00000060          jr     $ra
.text:00000064          addiu  $sp, 0x38 ; branch delay slot

```

Nieoptymalizujący GCC 4.4.5

Nieoptymalizujący GCC generuje nieco rozwlekły kod:

Listing 1.64: Nieoptymalizujący GCC 4.4.5 (wyjście w asemblerze)

```

$LC0:
    .ascii  "a=%d; b=%d; c=%d; d=%d; e=%d; f=%d; g=%d; h=%d\012\000"
main:
; prolog:
    addiu   $sp,$sp,-56
    sw      $31,52($sp)
    sw      $fp,48($sp)
    move    $fp,$sp
    lui     $28,%hi(__gnu_local_gp)
    addiu   $28,$28,%lo(__gnu_local_gp)
    lui     $2,%hi($LC0)
    addiu   $2,$2,%lo($LC0)
; zapisz 5. argument na stosie:
    li      $3,4          # 0x4
    sw      $3,16($sp)
; zapisz 6. argument na stosie:
    li      $3,5          # 0x5
    sw      $3,20($sp)
; zapisz 7. argument na stosie:
    li      $3,6          # 0x6
    sw      $3,24($sp)
; zapisz 8. argument na stosie:
    li      $3,7          # 0x7
    sw      $3,28($sp)
; zapisz 9. argument na stosie:
    li      $3,8          # 0x8
    sw      $3,32($sp)
; zapisz 1. argument w $a0:
    move    $4,$2
; zapisz 2. argument w $a1:
    li      $5,1          # 0x1
; zapisz 3. argument w $a2:
    li      $6,2          # 0x2
; zapisz 4. argument w $a3:
    li      $7,3          # 0x3
; wywołaj printf():
    lw      $2,%call16(printf)($28)
    nop
    move    $25,$2
    jalr    $25
    nop
; epilog:
    lw      $28,40($fp)
; ustaw wartość zwracaną na 0:
    move    $2,$0
    move    $sp,$fp
    lw      $31,52($sp)
    lw      $fp,48($sp)
    addiu   $sp,$sp,56
; zwróć wartość:
    j       $31
    nop

```

Listing 1.65: Nieoptymalizujący GCC 4.4.5 (IDA)

```

.text:00000000 main:
.text:00000000
.text:00000000 var_28          = -0x28
.text:00000000 var_24          = -0x24
.text:00000000 var_20          = -0x20
.text:00000000 var_1C          = -0x1C
.text:00000000 var_18          = -0x18
.text:00000000 var_10          = -0x10
.text:00000000 var_8           = -8
.text:00000000 var_4           = -4
.text:00000000
; prolog:
.text:00000000          addiu    $sp, -0x38
.text:00000004          sw      $ra, 0x38+var_4($sp)
.text:00000008          sw      $fp, 0x38+var_8($sp)
.text:0000000C          move    $fp, $sp
.text:00000010          la      $gp, __gnu_local_gp
.text:00000018          sw      $gp, 0x38+var_10($sp)
.text:0000001C          la      $v0, aADBDCDDDEDFDGD # "a=%d; b=%d;
               c=%d; d=%d; e=%d; f=%d; g=%"...
; zapisz 5. argument na stosie:
.text:00000024          li      $v1, 4
.text:00000028          sw      $v1, 0x38+var_28($sp)
; zapisz 6. argument na stosie:
.text:0000002C          li      $v1, 5
.text:00000030          sw      $v1, 0x38+var_24($sp)
; zapisz 7. argument na stosie:
.text:00000034          li      $v1, 6
.text:00000038          sw      $v1, 0x38+var_20($sp)
; zapisz 8. argument na stosie:
.text:0000003C          li      $v1, 7
.text:00000040          sw      $v1, 0x38+var_1C($sp)
; zapisz 9. argument na stosie:
.text:00000044          li      $v1, 8
.text:00000048          sw      $v1, 0x38+var_18($sp)
; zapisz 1. argument w $a0:
.text:0000004C          move    $a0, $v0
; zapisz 2. argument w $a1:
.text:00000050          li      $a1, 1
; zapisz 3. argument w $a2:
.text:00000054          li      $a2, 2
; zapisz 4. argument w $a3:
.text:00000058          li      $a3, 3
; wywołaj printf():
.text:0000005C          lw      $v0, (printf & 0xFFFF)($gp)
.text:00000060          or      $at, $zero
.text:00000064          move    $t9, $v0
.text:00000068          jalr    $t9
.text:0000006C          or      $at, $zero ; NOP
; epilog:
.text:00000070          lw      $gp, 0x38+var_10($fp)
; ustaw wartość zwracaną na 0:

```

```

.text:00000074      move    $v0, $zero
.text:00000078      move    $sp, $fp
.text:0000007C      lw      $ra, 0x38+var_4($sp)
.text:00000080      lw      $fp, 0x38+var_8($sp)
.text:00000084      addiu   $sp, 0x38
; zwróć wartość:
.text:00000088      jr      $ra
.text:0000008C      or      $at, $zero ; NOP

```

1.11.4 Wnioski

Tak wygląda szkieleł wywołania funkcji:

Listing 1.66: x86

```

...
PUSH 3. argument
PUSH 2. argument
PUSH 1. argument
CALL funkcja
; zmodyfikuj wskaźnik stosu (jeśli trzeba)

```

Listing 1.67: x64 (MSVC)

```

MOV RCX, 1. argument
MOV RDX, 2. argument
MOV R8, 3. argument
MOV R9, 4. argument
...
PUSH 5., 6., ... argument ; (jeśli trzeba)
CALL funkcja
; zmodyfikuj wskaźnik stosu (jeśli trzeba)

```

Listing 1.68: x64 (GCC)

```

MOV RDI, 1. argument
MOV RSI, 2. argument
MOV RDX, 3. argument
MOV RCX, 4. argument
MOV R8, 5. argument
MOV R9, 6. argument
...
PUSH 7., 8., ... argument ; (jeśli trzeba)
CALL funkcja
; zmodyfikuj wskaźnik stosu (jeśli trzeba)

```

Listing 1.69: ARM

```

MOV R0, 1. argument
MOV R1, 2. argument
MOV R2, 3. argument
MOV R3, 4. argument
; przekaz 5., 6., ... argument przez stos (jeśli trzeba)

```

```
BL funkcja
; zmodyfikuj wskaźnik stosu (jeśli trzeba)
```

Listing 1.70: ARM64

```
MOV X0, 1. argument
MOV X1, 2. argument
MOV X2, 3. argument
MOV X3, 4. argument
MOV X4, 5. argument
MOV X5, 6. argument
MOV X6, 7. argument
MOV X7, 8. argument
; przekaz 9., 10., ... argument przez stos (jeśli trzeba)
BL funkcja
; zmodyfikuj wskaźnik stosu (jeśli trzeba)
```

Listing 1.71: MIPS (konwencja wywoływania O32)

```
LI $4, 1. argument ; AKA $A0
LI $5, 2. argument ; AKA $A1
LI $6, 3. argument ; AKA $A2
LI $7, 4. argument ; AKA $A3
; przekaz 5., 6., ... argument, przez stos (jeśli trzeba)
LW temp_reg, adress funkcji
JALR temp_reg
```

1.11.5 Przy okazji

Różnice między przekazywaniem argumentów funkcji w x86, x64, fastcall, ARM i MIPS pokazują, że procesorowi jest bez różnicy, jak będą przekazywane argumenty do funkcji. Można by stworzyć kompilator, który będzie je przekazywał za pomocą wskaźnika na strukturę z argumentami, nie korzystając ze stosu w ogóle.

Rejestry \$A0...\$A3 w MIPS są nazwane w ten sposób tylko dla wygody (jest tak w konwencji wywoływania O32). Programiści mogą korzystać z jakichkolwiek innych rejestrów (może oprócz \$ZERO) do przekazywania argumentów i dowolnej konwencji wywoływania funkcji.

CPU w żaden sposób nie jest świadomy jakiej metody używamy.

Początkujący programiści asemblera często przekazują argumenty do funkcji przez rejestry, bez wyraźnego porządku lub nawet przez zmienne globalne.

To też będzie działać poprawnie.

1.12 scanf()

Tym razem zajmiemy się funkcją `scanf()`

1.12.1 Prosty przykład

```
#include <stdio.h>

int main()
{
    int x;
    printf ("Enter X:\n");

    scanf ("%d", &x);

    printf ("You entered %d...\n", x);

    return 0;
};
```

Używanie `scanf()` do interakcji z użytkownikiem nie jest dobrym pomysłem w dzisiejszych czasach, jednak mimo wszystko funkcja ta jest dobrym przykładem użycia wskaźnika na zmienną typu `int`.

O wskaźnikach

Wskaźniki są jednym z podstawowych pojęć informatycznych. Często przekazywanie dużej tablicy, struktury lub obiektu do innej funkcji jest pamięciożerne, podczas gdy przekazanie samego adresu jest znacznie tańsze.

Kiedy chcesz wypisać tekst w konsoli, najprościej będzie wskazać jego adres w pamięci.

W dodatku, jeśli wywoływana funkcja potrzebuje zmodyfikować cokolwiek w dużej tablicy lub strukturze danych przekazanej jako parametr a następnie ją zwrócić, kopiowanie tylu danych byłoby prawie absurdalne. Dlatego najprościej będzie przekazać adres tej tablicy/struktury do wywoływanej funkcji i wtedy zmodyfikować to, co wymaga modyfikacji.

Wskaźnik w C/C++ — jest adresem pewnego miejsca w pamięci.

W x86 adresy są reprezentowane przy pomocy 32-bitowych liczb (czyli 4 bajtowych), a w x86-64 jako liczby 64-bitowe (czyli 8 bajtowe). Przy okazji jest to powód dla którego niektórych ludzi oburza przeskoczenie na x86-64 — wszystkie wskaźniki w architekturze x64 wymagają dwa razy więcej miejsca, włączając pamięć cache, która jest bardzo "kosztowna".

Można pracować jedynie z nietypowanymi wskaźnikami, wymaga to jednak nieco wysiłku, np. użycia funkcji z biblioteki standardowej C `memcpy()`, która kopiuje blok z jednego miejsca w pamięci do drugiego. `memcpy()` jako argumenty przyjmuje 2 wskaźniki typu `void*`, co umożliwia kopiowanie dowolnych typów danych. Typy danych nie są istotne, znaczenie mają tylko rozmiary bloków pamięci.

Wskaźniki są także często używane kiedy funkcja potrzebuje zwrócić więcej niż jedną wartość (wróć do tego później (?? on page ??)).

Funkcja `scanf()` jest takim przypadkiem. Poza tym, że funkcja `scanf()` zwraca liczbę wczytanych wartości, to musi jeszcze je jakoś przekazać.

W C/C++ typ wskaźnika jest potrzebny tylko do sprawdzania typów podczas kompilacji.

W skompilowanym kodzie nie ma żadnej informacji jakiego typu są wskaźniki.

x86

MSVC

Poniższy kod otrzymamy po kompilacji za pomocą MSVC 2010:

```

CONST      SEGMENT
$SG3831    DB      'Enter X:', 0aH, 00H
$SG3832    DB      '%d', 00H
$SG3833    DB      'You entered %d...', 0aH, 00H
CONST      ENDS
PUBLIC     _main
EXTRN     _scanf:PROC
EXTRN     _printf:PROC
; Ustawione opcje kompilacji funkcji: /OdtP
_TEXT     SEGMENT
_x$ = -4                                     ; size = 4
_main     PROC
    push    ebp
    mov     ebp, esp
    push    ecx
    push    OFFSET $SG3831 ; 'Enter X:'
    call    _printf
    add     esp, 4
    lea     eax, DWORD PTR _x$[ebp]
    push    eax
    push    OFFSET $SG3832 ; '%d'
    call    _scanf
    add     esp, 8
    mov     ecx, DWORD PTR _x$[ebp]
    push    ecx
    push    OFFSET $SG3833 ; 'You entered %d...'
    call    _printf
    add     esp, 8

    ; zwróć 0
    xor     eax, eax
    mov     esp, ebp
    pop     ebp
    ret     0
_main     ENDP
_TEXT     ENDS

```

x jest zmienną lokalną.

Według standardu C/C++ zmienna lokalna może być widoczna tylko w konkretnej funkcji. Tradycyjnie zmienne lokalne są przechowywane na stosie. Prawdopodobnie są inne możliwości przechowywania tych zmiennych, ale tak akurat jest w x86.

Zadaniem instrukcji rozpoczynającej funkcję, `PUSH ECX`, nie jest zapisanie stanu `ECX` (można zauważyć brak odpowiadającej instrukcji `POP ECX` na końcu funkcji).

Tak naprawdę instrukcja ta alokuje 4 bajty na stosie do przechowania zmiennej `x`.

Dostęp do `x` odbywa się za pomocą makra `_x$` (-4) i rejestru `EBP`, który wskazuje na bieżącą ramkę.

W trakcie wykonywania funkcji `EBP` wskazuje na bieżącą **ramkę stosu**, umożliwiając dostęp do zmiennych lokalnych i argumentów funkcji poprzez `EBP+offset`.

Można by użyć w tym celu rejestru `ESP`, ale nie byłoby to zbyt wygodne, ponieważ wartość tego rejestru często się zmienia. Wartość `EBP` może być postrzegana jako zachowana wartość `ESP` z początku wykonania funkcji.

Poniżej pokazano typowy układ ramki stosu w środowisku 32-bitowym:

...	...
<code>EBP-8</code>	zmienna lokalna #2, oznaczony w programie IDA jako <code>var_8</code>
<code>EBP-4</code>	zmienna lokalna #1, oznaczony w programie IDA jako <code>var_4</code>
<code>EBP</code>	zapisana wartość <code>EBP</code>
<code>EBP+4</code>	adres powrotu
<code>EBP+8</code>	argument#1, oznaczony w programie IDA jako <code>arg_0</code>
<code>EBP+0xC</code>	argument#2, oznaczony w programie IDA jako <code>arg_4</code>
<code>EBP+0x10</code>	argument#3, oznaczony w programie IDA jako <code>arg_8</code>
...	...

Funkcja `scanf()` w naszym przykładzie ma dwa argumenty.

Pierwszy jest wskaźnikiem na łańcuch znaków `%d` a drugi jest adresem zmiennej `x`.

Na początku adres zmiennej `x` jest ładowany do rejestru `EAX` przy pomocy instrukcji `lea eax, DWORD PTR _x$[ebp]`.

LEA oznacza *load effective address* i jest często używana do formowania adresów (**??** on page ??).

Można powiedzieć, że w tym przypadku **LEA** po prostu umieszcza sumę rejestru `EBP` i makra `_x$` w rejestrze `EAX`.

W tym przypadku (`_x$ = -4`) jest to samo co `lea eax, [ebp-4]`. Więc od rejestru `EBP` jest odejmowane 4 i wynik zostaje umieszczony w rejestrze `EAX`. Następnie wartość rejestru `EAX` jest odkładana na stos i funkcja `scanf()` zostaje wywołana.

Kolejno następuje przygotowanie do wywołania funkcji `printf()`. Pierwszym argumentem jest wskaźnik na łańcuch znaków: `You entered %d...\n`.

Drugi argument jest przygotowywany za pomocą: `mov ecx, [ebp-4]`. Instrukcja kopiuje zmienną `x` (nie jej adres) do rejestru `ECX`.

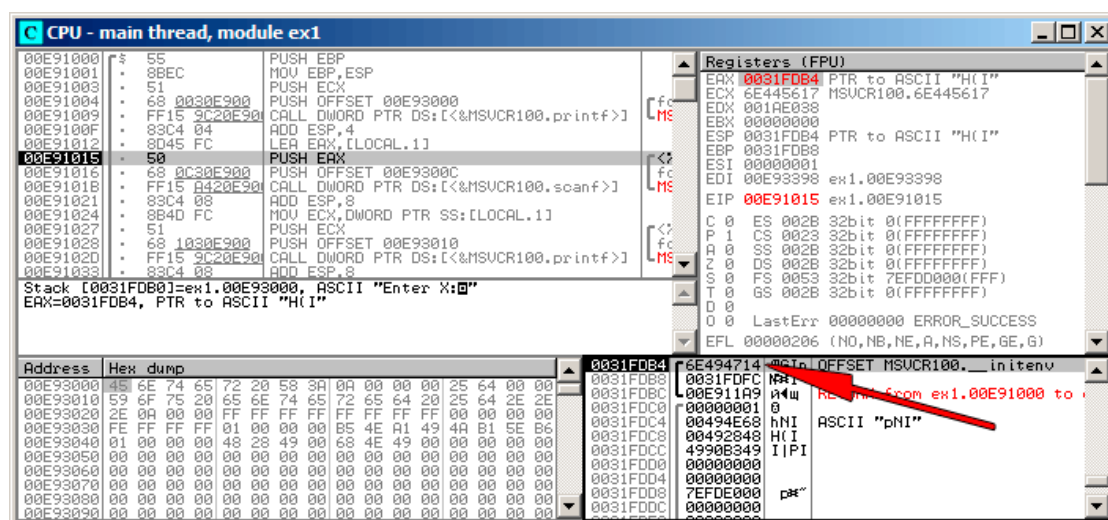
Następnie wartość z `ECX` jest odkładana na stos, a na koniec zostaje wywołana funkcja `printf()`.

MSVC + OllyDbg

Otwórzmy przykład w OllyDbg. Po załadowaniu wciskamy kilka razy F8, aż dotrzemy do naszego pliku wykonywalnego, zamiast ntdll.dll. Scrollujemy na górę, aż pojawi się funkcja `main()`.

Kliknij na pierwszą instrukcję (`PUSH EBP`) i naciśnij F2 (*ustaw breakpoint*), a następnie F9 (*Run*). Zatrzymamy się na początku funkcji `main`.

Przejdźmy do miejsca, w którym wyliczany jest adres zmiennej `x`:



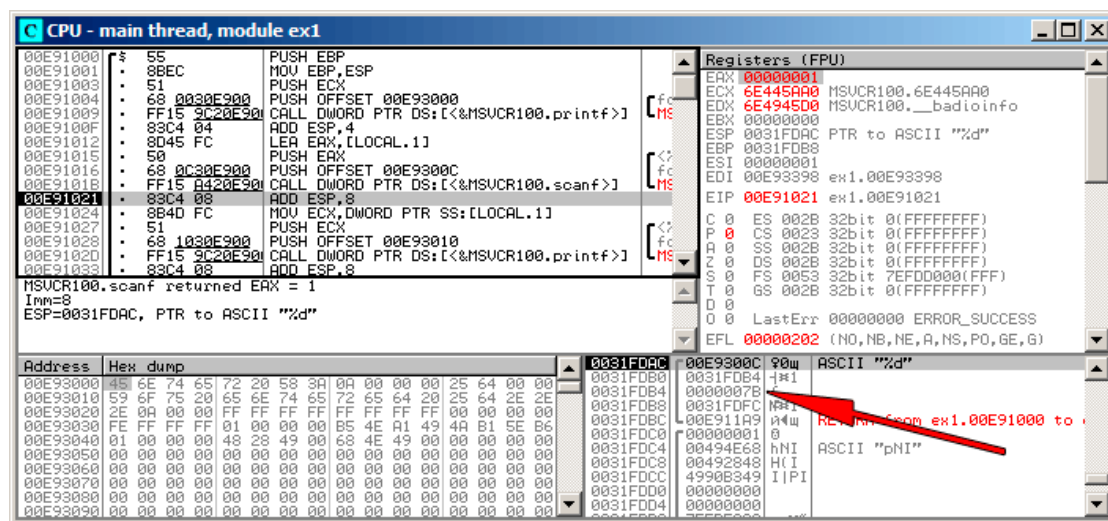
Rysunek 1.13: OllyDbg: wyliczanie adresu zmiennej lokalnej

Kliknij prawym przyciskiem na rejestr EAX w oknie z rejestrami i wybierz „Follow in stack”.

Adres z EAX pojawi się w oknie z widokiem stosu. Czerwona strzałka pokazuje na zmienną lokalną na stosie. W tej chwili są tam śmieci — (0x6E494714). Za pomocą instrukcji `PUSH` adres tego elementu na stosie również trafi na stos, jako kolejny element. Wciskając F8, przejdźmy za wywołanie funkcji `scanf()`. W trakcie wykonywania funkcji musimy podać jakiś wejściowy ciąg znaków w oknie konsoli, np. „123”.

```
Enter X:
123
```

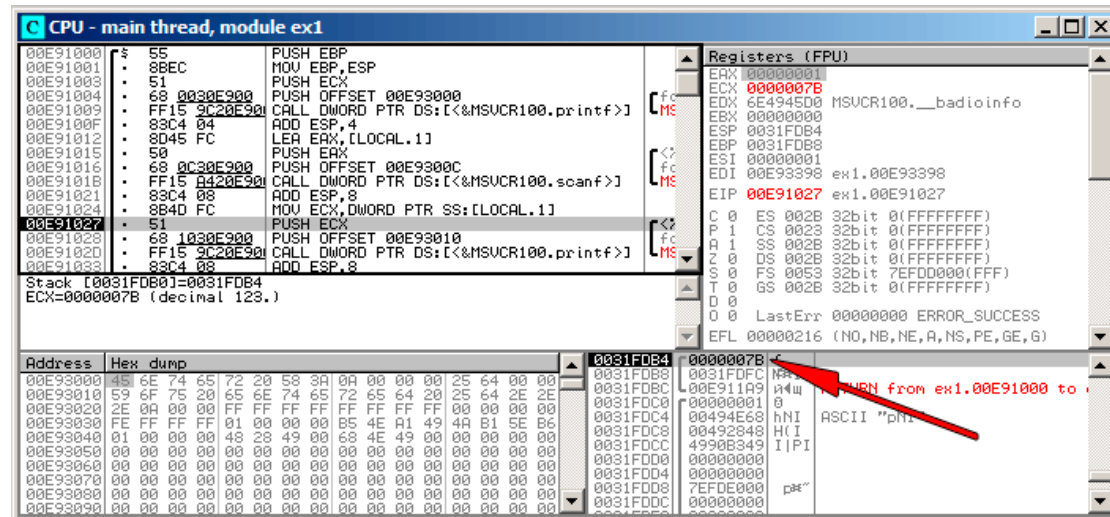
Funkcja `scanf()` zakończyła swoje wykonanie.



Rysunek 1.14: OllyDbg: stan po zakończeniu funkcji `scanf()`

Funkcja `scanf()` zwróciła 1 w EAX, co oznacza, że wczytała jedną wartość. Jeśli ponownie spojrzymy na element na stosie odpowiadający zmiennej lokalnej, zobaczymy, że ma on teraz wartość 0x7B (123).

Później wartość zostanie skopiowana ze stosu do rejestru ECX i przekazana do funkcji printf():



Rysunek 1.15: OllyDbg: przygotowanie argumentu funkcji printf()

GCC

Tak wygląda skompilowany kod w GCC 4.4.1 w systemie Linux:

```
main      proc near
var_20    = dword ptr -20h
var_1C    = dword ptr -1Ch
var_4     = dword ptr -4

        push    ebp
        mov     ebp, esp
        and     esp, 0FFFFFFF0h
        sub     esp, 20h
        mov     [esp+20h+var_20], offset aEnterX ; "Enter X:"
        call    _puts
        mov     eax, offset aD ; "%d"
        lea     edx, [esp+20h+var_4]
        mov     [esp+20h+var_1C], edx
        mov     [esp+20h+var_20], eax
        call    __isoc99_scanf
        mov     edx, [esp+20h+var_4]
        mov     eax, offset aYouEnteredD ; "You entered %d...\n"
        mov     [esp+20h+var_1C], edx
        mov     [esp+20h+var_20], eax
        call    _printf
        mov     eax, 0
        leave
```

main	retn endp
------	--------------

GCC zamienia wywołanie funkcji `printf()` na wywołanie funkcji `puts()`. Powód tego został wyjaśniony w [\(1.5.3 on page 29\)](#).

Jak w przykładzie z MSVC—argumenty funkcji są umieszczane na stosie przy użyciu instrukcji `MOV`.

Nawiasem mówiąc...

Ten prosty przykład pokazuje, że kompilatory rzeczywiście tłumaczą listę instrukcji języka C na serię instrukcji kodu maszynowego. W kodzie C wykonanie odbywa się instrukcja po instrukcji i podobnie jest w kodzie maszynowym - między instrukcjami nie ma nic więcej.

x64

Sposób wykonania programy będzie niemal taki sam, z tą różnicą, że argumenty tym razem będą będą przekazywane przez rejestry, a nie przez stos.

MSVC

Listing 1.72: MSVC 2012 x64

```

_DATA    SEGMENT
$SG1289 DB  'Enter X:', 0aH, 00H
$SG1291 DB  '%d', 00H
$SG1292 DB  'You entered %d...', 0aH, 00H
_DATA    ENDS

_TEXT    SEGMENT
x$ = 32
main     PROC
$LN3:
    sub rsp, 56
    lea rcx, OFFSET FLAT:$SG1289 ; 'Enter X:'
    call printf
    lea rdx, QWORD PTR x$[rsp]
    lea rcx, OFFSET FLAT:$SG1291 ; '%d'
    call scanf
    mov edx, DWORD PTR x$[rsp]
    lea rcx, OFFSET FLAT:$SG1292 ; 'You entered %d...'
    call printf

    ; zwróć 0
    xor eax, eax
    add rsp, 56
    ret 0
main     ENDP

```

```
_TEXT    ENDS
```

GCC

Listing 1.73: Optymalizujący GCC 4.4.6 x64

```
.LC0:
.string "Enter X:"
.LC1:
.string "%d"
.LC2:
.string "You entered %d...\n"
main:
    sub rsp, 24
    mov edi, OFFSET FLAT:.LC0 ; "Enter X:"
    call puts
    lea rsi, [rsp+12]
    mov edi, OFFSET FLAT:.LC1 ; "%d"
    xor eax, eax
    call __isoc99_scanf
    mov esi, DWORD PTR [rsp+12]
    mov edi, OFFSET FLAT:.LC2 ; "You entered %d...\n"
    xor eax, eax
    call printf

    ; zwróć 0
    xor eax, eax
    add rsp, 24
    ret
```

ARM

Optymalizujący Keil 6/2013 (tryb Thumb)

```
.text:00000042      scanf_main
.text:00000042
.text:00000042      var_8          = -8
.text:00000042
.text:00000042 08 B5      PUSH      {R3,LR}
.text:00000044 A9 A0      ADR       R0, aEnterX ; "Enter X:\n"
.text:00000046 06 F0 D3 F8 BL       __2printf
.text:0000004A 69 46      MOV       R1, SP
.text:0000004C AA A0      ADR       R0, aD ; "%d"
.text:0000004E 06 F0 CD F8 BL       __0scanf
.text:00000052 00 99      LDR       R1, [SP,#8+var_8]
.text:00000054 A9 A0      ADR       R0, aYouEnteredD___ ; "You entered
    %d...\n"
.text:00000056 06 F0 CB F8 BL       __2printf
.text:0000005A 00 20      MOVS     R0, #0
```

```
.text:0000005C 08 BD      POP      {R3,PC}
```

Funkcja `scanf()` potrzebuje argumentu— wskaźnika na *int*, by mogła zapisać wyczerpaną wartość. *int* jest 32-bitowy i zmieści się idealnie do 32-bitowego rejestru. Miejsce na zmienną lokalną *x* jest zaalokowane na stosie, *IDA* oznaczyła przesunięcie względem *SP* makrem *var_8*. Można by się bez niego obyć, gdyż *SP* (wskaźnik stosu) już pokazuje na to miejsce i mógłby być użyty bezpośrednio.

Wartość z *SP* jest kopiowany do rejestru *R1* i razem z łańcuchem znaków formatu przekazywana jako argumenty do funkcji `scanf()`.

Instrukcja *PUSH/POP* zachowuje się inaczej niż na *x86* (odwrotnie). Są synonimami instrukcji

STM/STMDB/LDM/LDMIA. *PUSH* najpierw zapisuje wartość na stosie, a następnie zmniejsza *SP* o 4. *POP* najpierw dodaje 4 do *SP*, a następnie wczytuje wartość ze stosu. Stąd po wykonaniu *PUSH*, *SP* pokazuje na nieużywane miejsce na stosie. Zostanie ono wykorzystane przez `scanf()`, a następnie `printf()` do zapisania i wczytania zmiennej lokalnej.

LDMIA oznacza *Load Multiple Registers Increment address After each transfer*. *STMDB* oznacza *Store Multiple Registers Decrement address Before each transfer*.

Później, za pomocą instrukcji *LDR*, wartość zmiennej lokalnej jest wczytywana ze stosu do rejestru *R1*, by następnie zostać przekazana do funkcji `printf()`.

ARM64

Listing 1.74: Nieoptymalizujący GCC 4.9.1 ARM64

```
1  .LC0:
2      .string "Enter X:"
3  .LC1:
4      .string "%d"
5  .LC2:
6      .string "You entered %d...\n"
7  scanf_main:
8      ; odejmij 32 od SP, a następnie zapisz FP i LR w ramce stosu
9      stp x29, x30, [sp, -32]!
10     ; ustaw wskaźnik ramki stosu (FP=SP)
11     add x29, sp, 0
12     ; wczytaj wskaźnik na łańcuch znaków "Enter X:":
13     adrp x0, .LC0
14     add x0, x0, :lo12:.LC0
15     ; X0=wskaźnik na łańcuch znaków "Enter X:"
16     ; wypisz go:
17     bl puts
18     ; wczytaj wskaźnik na łańcuch znaków "%d":
19     adrp x0, .LC1
20     add x0, x0, :lo12:.LC1
21     ; znajdź miejsce w ramce stosu na zmienną "x" (X1=FP+28):
22     add x1, x29, 28
23     ; X1=adres zmiennej "x"
```

```

24 ; przekaz adres do funkcji scanf() i ją wywołaj:
25     bl __isoc99_scanf
26 ; załaduj 32-bitową wartość zmiennej z ramki stosu:
27     ldr w1, [x29,28]
28 ; W1=x
29 ; wczytaj wskaźnik na łańcuch znaków "You entered %d...\n"
30 ; argumenty printf() - łańcuch znaków z X0 i zmienna "x" z X1 (W1 to młodsze
    32 bity)
31     adrp    x0, .LC2
32     add x0, x0, :lo12:.LC2
33     bl printf
34 ; zwróć 0
35     mov w0, 0
36 ; przywróć FP i LR, a następnie dodaj 32 do SP:
37     ldp x29, x30, [sp], 32
38     ret

```

Na ramkę stosu zaalokowano 32 bajty, a więc więcej niż to konieczne. Być może jest to efekty wyrównywania pamięci? Najciekawszym fragmtem jest szukanie położenia zmiennej x w obrębie ramki stosu (linia 22). Dlaczego 28? Z jakiegoś powodu kompilator zdecydował umieścić zmienną na końcu ramki stosu, a nie na początku. Adres jest przekazywany do funkcji `scanf()`, która umieszcza pod tym adresem wartość wpisaną przez użytkownika. Jest to 32-bitowa wartość typu `int`. Wartość jest pobierana w linii 27 a następnie przekazywana do funkcji `printf()`.

MIPS

Na stosie lokalnym zaalokowano miejsce dla zmiennej x , odwoływać będziemy się do niej przez $\$sp + 24$.

Adres zmiennej przekazywany jest do funkcji `scanf()`. Wartość wpisana przez użytkownika i odczytana za pomocą `scanf()` jest następnie wczytywana za pomocą instrukcji LW („Load Word”) i przekazywana do `printf()`.

Listing 1.75: Optymalizujący GCC 4.4.5 (wyjście w assemblerze)

```

$LC0:
    .ascii  "Enter X:\000"
$LC1:
    .ascii  "%d\000"
$LC2:
    .ascii  "You entered %d...\012\000"
main:
; prolog:
    lui $28,%hi(__gnu_local_gp)
    addiu $sp,$sp,-40
    addiu $28,$28,%lo(__gnu_local_gp)
    sw $31,36($sp)
; wywołaj puts():
    lw $25,%call16(puts)($28)
    lui $4,%hi($LC0)
    jalr $25
    addiu $4,$4,%lo($LC0) ; branch delay slot

```

```

; wywołaj scanf():
    lw $28,16($sp)
    lui $4,%hi($LC1)
    lw $25,%call16(__isoc99_scanf)($28)
; ustaw 2.argument funkcji scanf(), $a1=$sp+24:
    addiu $5,$sp,24
    jalr $25
    addiu $4,$4,%lo($LC1) ; branch delay slot

; wywołaj printf():
    lw $28,16($sp)
; ustaw 2. argument funkcji printf(),
; załaduj słowo word z adresu $sp+24:
    lw $5,24($sp)
    lw $25,%call16(printf)($28)
    lui $4,%hi($LC2)
    jalr $25
    addiu $4,$4,%lo($LC2) ; branch delay slot

; epilog:
    lw $31,36($sp)
; ustaw wartość zwracaną na 0:
    move $2,$0
; zwróć wartość:
    j $31
    addiu $sp,$sp,40 ; branch delay slot

```

IDA wyświetla układ stosu następująco:

Listing 1.76: Optymalizujący GCC 4.4.5 (IDA)

```

.text:00000000 main:
.text:00000000
.text:00000000 var_18 = -0x18
.text:00000000 var_10 = -0x10
.text:00000000 var_4 = -4
.text:00000000
; prolog:
.text:00000000 lui $gp, (__gnu_local_gp >> 16)
.text:00000004 addiu $sp, -0x28
.text:00000008 la $gp, (__gnu_local_gp & 0xFFFF)
.text:0000000C sw $ra, 0x28+var_4($sp)
.text:00000010 sw $gp, 0x28+var_18($sp)
; wywołaj puts():
.text:00000014 lw $t9, (puts & 0xFFFF)($gp)
.text:00000018 lui $a0, ($LC0 >> 16) # "Enter X:"
.text:0000001C jalr $t9
.text:00000020 la $a0, ($LC0 & 0xFFFF) # "Enter X:" ; branch
delay slot
; wywołaj scanf():
.text:00000024 lw $gp, 0x28+var_18($sp)
.text:00000028 lui $a0, ($LC1 >> 16) # "%d"
.text:0000002C lw $t9, (__isoc99_scanf & 0xFFFF)($gp)
; ustaw 2. argument funkcji scanf(), $a1=$sp+24:

```



```

.text:00000030      addiu    $a1, $sp, 0x28+var_10
.text:00000034      jalr     $t9 ; branch delay slot
.text:00000038      la       $a0, ($LC1 & 0xFFFF) # "%d"
; call printf():
.text:0000003C      lw       $gp, 0x28+var_18($sp)
; ustaw 2. argument funkcji printf(),
; załaduj słowo z adresu $sp+24:
.text:00000040      lw       $a1, 0x28+var_10($sp)
.text:00000044      lw       $t9, (printf & 0xFFFF)($gp)
.text:00000048      lui      $a0, ($LC2 >> 16) # "You entered %d...\n"
.text:0000004C      jalr     $t9
.text:00000050      la       $a0, ($LC2 & 0xFFFF) # "You entered %d...\n"
; branch delay slot
; epilog:
.text:00000054      lw       $ra, 0x28+var_4($sp)
; ustaw wartość zwracaną na 0:
.text:00000058      move     $v0, $zero
; zwróć wartość:
.text:0000005C      jr       $ra
.text:00000060      addiu    $sp, 0x28 ; branch delay slot

```

1.12.2 Popularny błąd

Bardzo popularnym błędem jest podanie jako argumentu zmiennej `x` zamiast wskaźnika na zmienną `x`:

```

#include <stdio.h>

int main()
{
    int x;
    printf ("Enter X:\n");

    scanf ("%d", x); // BUG

    printf ("You entered %d...\n", x);

    return 0;
};

```

Co się wtedy stanie? Zmienna `x` jest niezainicjalizowana i zawiera losowe śmieci z lokalnego stosu. Kiedy funkcja `scanf()` jest wywoływana, pobiera ciąg znaków od użytkownika, parsuje jako liczbę i próbuje ją zapisać w `x`, traktując wartość `x` jak adres w pamięci. Jednak skoro tam są losowe śmieci ze stosu, `scanf()` będzie próbować uzyskać dostęp do losowego adresu. Najprawdopodobniej proces natychmiast zakończy się błędem.

Co ciekawe, niektóre biblioteki [CRT](#) w wersji do debugowania, umieszczają w pamięci, która jest alokowana, widoczne wzorce takie jak `0xCCCCCCCC` albo `0x0BADF00D` itp. W tym przypadku `x` może zawierać `0xCCCCCCCC`, więc `scanf()` będzie próbowała zapisać pod adres `0xCCCCCCCC`. Jeśli zauważysz, że coś w procesie próbuje zapisać pod `0xCCCCCCCC`, to znaczy, że została użyta niezainicjalizowana zmienna

(lub wskaźnik). Jest to lepsze rozwiązanie niż gdyby nowo alokowana pamięć była po prostu wyzerowana.

1.12.3 Zmienne globalne

A jeśli zmienna `x` z poprzedniego przykładu nie będzie zmienną lokalną, a globalną? Wtedy będzie dostępna z każdego miejsca w programie, nie tylko wewnątrz funkcji. Zmienne globalne są uważane za [antywzorzec](#), ale w celu eksperymentu możemy tak zrobić:

```
#include <stdio.h>

// x jest teraz zmienną globalną
int x;

int main()
{
    printf ("Enter X:\n");

    scanf ("%d", &x);

    printf ("You entered %d...\n", x);

    return 0;
};
```

MSVC: x86

```
_DATA    SEGMENT
COMM     _x:DWORD
$SG2456  DB      'Enter X:', 0aH, 00H
$SG2457  DB      '%d', 00H
$SG2458  DB      'You entered %d...', 0aH, 00H
_DATA    ENDS
PUBLIC   _main
EXTRN    _scanf:PROC
EXTRN    _printf:PROC
; Function compile flags: /Odtp
_TEXT    SEGMENT
_main    PROC
    push    ebp
    mov     ebp, esp
    push    OFFSET $SG2456
    call    _printf
    add     esp, 4
    push    OFFSET _x
    push    OFFSET $SG2457
    call    _scanf
    add     esp, 8
    mov     eax, DWORD PTR _x
    push    eax
    push    OFFSET $SG2458
```

```

    call    _printf
    add     esp, 8
    xor     eax, eax
    pop     ebp
    ret     0
_main     ENDP
_TEXT     ENDS

```

W tym przypadku zmienna `x` jest zdefiniowana w segmencie `_DATA` i nie następuje alokacja pamięci na stosie lokalnym. Dostęp do zmiennej jest bezpośredni, z pominięciem stosu. Niezainicjalizowane zmienne globalne nie zajmują miejsca w pliku wykonywalnym (po co alokować wyzerowaną pamięć?), dopiero w momencie odwołania pod adres zmiennej, [OS](#) alokuje blok pamięci, wypełniony zerami.

Przypiszmy teraz wprost wartość do zmiennej:

```
int x=10; // wartość domyślna
```

Otrzymamy:

```

_DATA     SEGMENT
_x        DD      0aH

...

```

Widać przypisaną wartość `0xA` typu `DWORD` (`DD` oznacza `DWORD`, czyli 32 bity).

Jeśli otworzysz skompilowany plik `.exe` w programie [IDA](#), zobaczysz zmienną `x` na początku segmentu `_DATA`, a zaraz za nią ciąg znaków.

Gdybyś otworzył w programie [IDA](#) skompilowany plik `.exe` z poprzedniego przykładu (gdzie `x` była niezainicjalizowana), zobaczyłbyś podobny wynik:

Listing 1.77: [IDA](#)

```

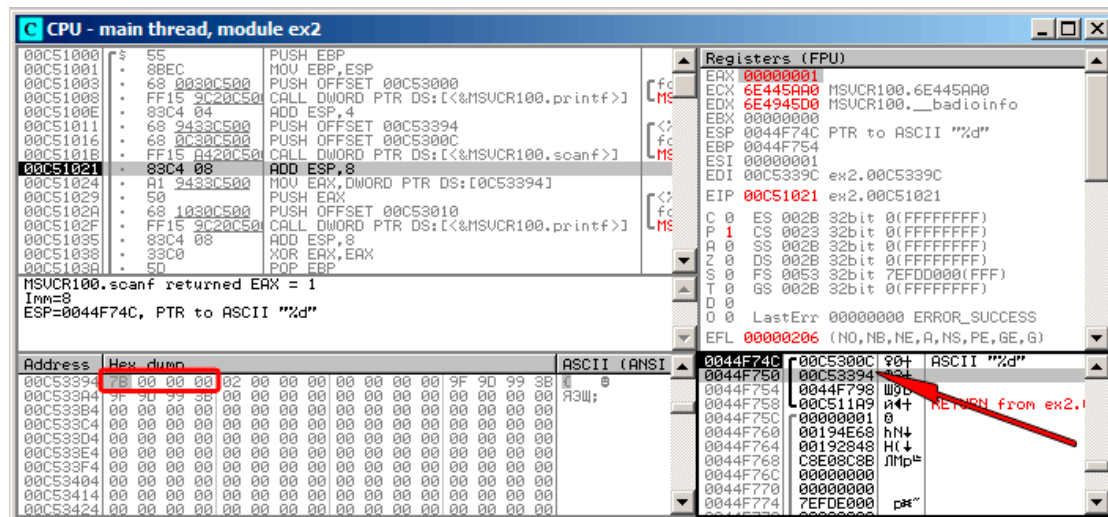
.data:0040FA80 _x          dd ?      ; DATA XREF: _main+10
.data:0040FA80          ; _main+22
.data:0040FA84 dword_40FA84 dd ?      ; DATA XREF: _memset+1E
.data:0040FA84          ; unknown_libname_1+28
.data:0040FA88 dword_40FA88 dd ?      ; DATA XREF: __sbh_find_block+5
.data:0040FA88          ; __sbh_free_block+2BC
.data:0040FA8C ; LPVOID lpMem
.data:0040FA8C lpMem      dd ?      ; DATA XREF: __sbh_find_block+B
.data:0040FA8C          ; __sbh_free_block+2CA
.data:0040FA90 dword_40FA90 dd ?      ; DATA XREF: _V6_HeapAlloc+13
.data:0040FA90          ; __calloc_impl+72
.data:0040FA94 dword_40FA94 dd ?      ; DATA XREF: __sbh_free_block+2FE

```

Zmienna `_x` razem z innymi zmiennymi, które nie muszą być zainicjalizowane, jest oznaczona za pomocą `?`. To powoduje, że po załadowaniu pliku wykonalnego do pamięci, miejsce na te zmienne jest zaalokowane i wypełnione zerami [*ISO/IEC 9899:TC3 (C C99 standard)*, (2007)6.7.8p10]. W samym pliku wykonywalnym niezainicjalizowane zmienne nie zajmują żadnego miejsca. Ma to swoje zalety, np. przy dużych tablicach.

MSVC: x86 + OllyDbg

Teraz jest nawet prościej:



Rysunek 1.16: OllyDbg: po wykonaniu scanf()

Zmienna jest umieszczona w segmencie danych. Po wykonaniu instrukcji PUSH (odłożenie adresu x), adres pojawia się w oknie stosu. Kliknij prawym przyciskiem na ten wiersz i wybierz „Follow in dump”. Zmienna pojawi się w oknie pamięci, po lewej stronie. Po wprowadzeniu 123 w konsoli, 0x7B pojawi się w oknie pamięci (patrz miejsca zaznaczane na rzucie ekranu).

Ale dlaczego pierwszy bajt to 7B? Przecież logicznie rzecz biorąc, powinno być 00 00 00 7B! Przyczyną jest tzw. **kolejność bajtów** (ang. *endianess*), a x86 używa kolejności od najmniej znaczącego bajtu (tzw. *ciенокokońcowość*, ang. *little-endian*). Więcej o tym przeczytasz tutaj: ?? on page ??. Wracając do przykładu, wartość 32-bitowa jest ładowana z adresu w pamięci do EAX a następnie przekazywana do funkcji printf().

x znajduje się pod adresem 0x00C53394.

W OllyDbg można sprawdzić mapę pamięci procesu (Alt-M). Widzimy, że ten adres znajduje się w segmencie PE .data programu.:

Address	Size	Owner	Section	Contains	Type	Access	Initial	Mapped as
00070000	00007000				Map	R	R	C:\Windows\System32\locale.nls
00190000	00005000			Heap	Priv	RW	RW	
00209000	00007000				Priv	RW	Gua	Gua
0044C000	00001000				Priv	RW	Gua	Gua
0044D000	00003000			Stack of main thread	Priv	RW	RW	
00590000	00007000				Priv	RW	RW	
00750000	0000C000			Default heap	Priv	RW	RW	
00C50000	00001000	ex2		PE header	Img	R	RWE	Cop
00C51000	00001000	ex2	.text	Code	Img	R E	RWE	Cop
00C52000	00001000	ex2	.rdata	Imports	Img	R	RWE	Cop
00C53000	00001000	ex2	.data	Data	Img	RW	RWE	Cop
00C54000	00001000	ex2	.reloc	Relocations	Img	R	RWE	Cop
6E3E0000	00001000	MSUCR100		PE header	Img	R	RWE	Cop
6E3E1000	00002000	MSUCR100	.text	Code, imports, exports	Img	R E	RWE	Cop
6E493000	00006000	MSUCR100	.data	Data	Img	RW	RWE	Cop
6E499000	00001000	MSUCR100	.rsrc	Resources	Img	R	RWE	Cop
6E49A000	00005000	MSUCR100	.reloc	Relocations	Img	R	RWE	Cop
755D0000	00001000	Mod_755D		PE header	Img	R	RWE	Cop
755D1000	00003000				Img	R E	RWE	Cop
755D4000	00001000				Img	RW	RWE	Cop
755D5000	00003000				Img	R	RWE	Cop
755E0000	00001000	Mod_755E		PE header	Img	R	RWE	Cop
755E1000	00004000				Img	R E	RWE	Cop
7562E000	00005000				Img	RW	RWE	Cop
75633000	00009000	Mod_7564		PE header	Img	R	RWE	Cop
75640000	00001000				Img	R	RWE	Cop
75641000	00003000				Img	R E	RWE	Cop
75679000	00002000				Img	RW	RWE	Cop
7567B000	00004000				Img	R	RWE	Cop
76F50000	00010000	kernel32		PE header	Img	R	RWE	Cop
76F60000	00000000	kernel32	.text	Code, imports, exports	Img	R E	RWE	Cop
77000000	00010000	kernel32	.data	Data	Img	RW	RWE	Cop
77040000	00010000	kernel32	.rsrc	Resources	Img	R	RWE	Cop
77050000	00000000	kernel32	.reloc	Relocations	Img	R	RWE	Cop
77810000	00001000	KERNELBASE		PE header	Img	R	RWE	Cop
77811000	00004000	KERNELBASE	.text	Code, imports, exports	Img	R E	RWE	Cop
77851000	00002000	KERNELBASE	.data	Data	Img	RW	RWE	Cop
77853000	00001000	KERNELBASE	.rsrc	Resources	Img	R	RWE	Cop
77854000	00003000	KERNELBASE	.reloc	Relocations	Img	R	RWE	Cop
77B20000	00001000	Mod_77B2		PE header	Img	R	RWE	Cop
77B21000	00102000				Img	R E	RWE	Cop
77C20000	00002000				Img	R	RWE	Cop
77C52000	0000C000				Img	RW	RWE	Cop
77C5E000	00006000				Img	R	RWE	Cop
77D00000	00001000	ntdll		PE header	Img	R	RWE	Cop
77D10000	00006000	ntdll	.text	Code, exports	Img	R E	RWE	Cop
77DF0000	00001000	ntdll	RT	Code	Img	R E	RWE	Cop
77E00000	00009000	ntdll	.data	Data	Img	RW	RWE	Cop

Rysunek 1.17: OllyDbg: mapa pamięci procesu

GCC: x86

Wynik kompilacji na Linuksie jest prawie taki sam, różnicą jest to, że niezainicjalizowana zmienna jest umieszczona w segmencie `_bss`. W plikach [ELF⁷³](#) ten segment ma następujące atrybuty:

```
; Segment type: Uninitialized
; Segment permissions: Read/Write
```

Jeśli jednak nadasz zmiennej jakoś wartość, np. 10, zostanie umieszczona w segmencie `_data`, który z kolei ma atrybuty:

```
; Segment type: Pure data
; Segment permissions: Read/Write
```

MSVC: x64

⁷³ Executable and Linkable Format: Format plików wykonywalnych używany w systemach z rodziny *NIX, w szczególności na Linuksie

Listing 1.78: MSVC 2012 x64

```

_DATA    SEGMENT
COMM     x:DWORD
$SG2924 DB  'Enter X:', 0aH, 00H
$SG2925 DB  '%d', 00H
$SG2926 DB  'You entered %d...', 0aH, 00H
_DATA    ENDS

_TEXT    SEGMENT
main     PROC
$LN3:
    sub    rsp, 40

    lea    rcx, OFFSET FLAT:$SG2924 ; 'Enter X:'
    call   printf
    lea    rdx, OFFSET FLAT:x
    lea    rcx, OFFSET FLAT:$SG2925 ; '%d'
    call   scanf
    mov    edx, DWORD PTR x
    lea    rcx, OFFSET FLAT:$SG2926 ; 'You entered %d...'
    call   printf

    ; zwróć 0
    xor    eax, eax

    add    rsp, 40
    ret    0
main     ENDP
_TEXT    ENDS

```

Kod jest niemal taki sam jak na x86. Zauważ, że adres zmiennej *x* jest przekazany do funkcji `scanf()` za pomocą instrukcji `LEA`, ale wartość zmiennej jest przekazywana do drugiego wywołania `printf()` za pomocą instrukcji `MOV. DWORD PTR`—to część kodu w asemblerze (bez związku z kodem maszynowym), pokazująca, że zmienna jest 32-bitowa i instrukcja `MOV` musi być odpowiednio zakodowana (opcode stosowny do rozmiaru).

ARM: Optymalizujący Keil 6/2013 (tryb Thumb)

Listing 1.79: IDA

```

.text:00000000 ; Segment type: Pure code
.text:00000000 AREA .text, CODE
...
.text:00000000 main
.text:00000000     PUSH    {R4,LR}
.text:00000002     ADR      R0, aEnterX ; "Enter X:\n"
.text:00000004     BL       __2printf
.text:00000008     LDR      R1, =x
.text:0000000A     ADR      R0, aD ; "%d"
.text:0000000C     BL       __0scanf
.text:00000010     LDR      R0, =x

```

```

.text:00000012      LDR      R1, [R0]
.text:00000014      ADR      R0, aYouEnteredD____ ; "You entered %d...\n"
.text:00000016      BL       __2printf
.text:0000001A      MOVVS   R0, #0
.text:0000001C      POP      {R4,PC}
...
.text:00000020 aEnterX DCB "Enter X:",0xA,0 ; DATA XREF: main+2
.text:0000002A      DCB      0
.text:0000002B      DCB      0
.text:0000002C off_2C DCD x ; DATA XREF: main+8
.text:0000002C ; main+10
.text:00000030 aD      DCB "%d",0 ; DATA XREF: main+A
.text:00000033      DCB      0
.text:00000034 aYouEnteredD____ DCB "You entered %d...",0xA,0 ; DATA XREF:
main+14
.text:00000047      DCB      0
.text:00000047 ; .text ends
.text:00000047
...
.data:00000048 ; Segment type: Pure data
.data:00000048 AREA .data, DATA
.data:00000048 ; ORG 0x48
.data:00000048 EXPORT x
.data:00000048 x DCD 0xA ; DATA XREF: main+8
.data:00000048 ; main+10
.data:00000048 ; .data ends

```

Zmienna `x` jest teraz globalna i z tego powodu znajduje się w innym segmencie - w segmencie danych `.data`. Można by zapytać - dlaczego w takim razie łańcuch znaków jest w segmencie kodu (`.text`)? Ponieważ `x` jest zmienną i z definicji jej wartość może się zmienić, co może dziać się dość często. Łańcuch znaków jest stały, nie zostanie zmieniony, więc znajduje się w segmencie `.text`.

Segment kodu czasami może znajdować się w układzie ROM⁷⁴ (pamiętaj, że mamy teraz do czynienia z systemami wbudowanymi, gdzie często występuje deficyt pamięci), a *zmiennalne* zmienne w RAM⁷⁵.

Nie byłoby to racjonalne, gdybyśmy trzymali stałe zmienne w pamięci RAM, gdy dostępny jest ROM.

Co więcej, stałe zmienne w pamięci RAM powinny być zainicjalizowane przed rozpoczęciem pracy, ponieważ po włączeniu zasilania w pamięci RAM znajdują się przypadkowe dane.

Przechodząc dalej, widzimy wskaźnik z segmentu kodu (`off_2C`) do zmiennej `x`, i że wszystkie operacje na zmiennej zachodzą z użyciem tego wskaźnika.

Dzieje się tak, gdyż `x` może być w pamięci dość daleko od danej instrukcji, a więc jej adres musi być zapisany gdzieś blisko samego kodu.

Instrukcja `LDR` w trybie Thumb może adresować zmienne w przedziale 1020 bajtów od swojej lokalizacji, a w trybie ARM — w przedziale ± 4095 bajtów.

⁷⁴Pamięć tylko do odczytu (Read-Only Memory)

⁷⁵Random-Access Memory

Więc adres *x* musi być dość blisko, ponieważ nie ma gwarancji, że linker będzie mógł umieścić samą zmienną w pobliżu kodu. Może ona trafić nawet do zewnętrznego układu!

Jeszcze jedna rzecz: jeśli zmienna jest zadeklarowana jako *const*, kompilator Keil zaalokuje ją w segmencie *.constdata*.

Być może linker później umieści ten segment w pamięci ROM, razem z segmentem kodu.

ARM64

Listing 1.80: Nieoptymalizujący GCC 4.9.1 ARM64

```

1  .comm    x,4,4
2  .LC0:
3  .string  "Enter X:"
4  .LC1:
5  .string  "%d"
6  .LC2:
7  .string  "You entered %d...\n"
8  f5:
9  ; zapisz FP i LR w ramce stosu
10     stp x29, x30, [sp, -16]!
11 ; ustaw wskaźnik ramki stosu (FP=SP)
12     add x29, sp, 0
13 ; wczytaj wskaźnik na łańcuch znaków "Enter X:":
14     adrp x0, .LC0
15     add x0, x0, :lo12:LC0
16     bl puts
17 ; wczytaj wskaźnik na łańcuch znaków "%d":
18     adrp x0, .LC1
19     add x0, x0, :lo12:LC1
20 ; ustaw adres zmiennej globalnej x:
21     adrp x1, x
22     add x1, x1, :lo12:x
23     bl __isoc99_scanf
24 ; ponownie ustaw adres zmiennej globalnej x:
25     adrp x0, x
26     add x0, x0, :lo12:x
27 ; wczytaj wartość z tego adresu:
28     ldr w1, [x0]
29 ; wczytaj wskaźnik na łańcuch znaków "You entered %d...\n"
30     adrp x0, .LC2
31     add x0, x0, :lo12:LC2
32     bl printf
33 ; zwróć 0
34     mov w0, 0
35 ; przywróć FP i LR:
36     ldp x29, x30, [sp], 16
37     ret

```

W tym przypadku zmienna *x* jest zadeklarowana jako globalna a jej adres jest wyliczany za pomocą pary instrukcji *ADRP/ADD* (linia 21. i 25.).

MIPS

Niezainicjalizowane zmienne globalne

x jest teraz zmienną globalną. Skompilujmy program do pliku wykonywalnego, zamiast obiektowego, i otwórzmy w programie IDA. IDA wyświetla zmienną x w sekcji .sbss pliku ELF (pamiętasz „Global Pointer”? [1.5.4 on page 34](#)), gdyż zmienna nie jest zainicjalizowana na starcie.

Listing 1.81: Optymalizujący GCC 4.4.5 (IDA)

```
.text:004006C0 main:
.text:004006C0
.text:004006C0 var_10 = -0x10
.text:004006C0 var_4 = -4
.text:004006C0
; prolog:
.text:004006C0      lui      $gp, 0x42
.text:004006C4      addiu   $sp, -0x20
.text:004006C8      li       $gp, 0x418940
.text:004006CC      sw       $ra, 0x20+var_4($sp)
.text:004006D0      sw       $gp, 0x20+var_10($sp)
; wywołaj puts():
.text:004006D4      la       $t9, puts
.text:004006D8      lui      $a0, 0x40
.text:004006DC      jalr     $t9 ; puts
.text:004006E0      la       $a0, aEnterX      # "Enter X:" ; branch delay
slot
; wywołaj scanf():
.text:004006E4      lw       $gp, 0x20+var_10($sp)
.text:004006E8      lui      $a0, 0x40
.text:004006EC      la       $t9, __isoc99_scanf
; przygotuj adres x:
.text:004006F0      la       $a1, x
.text:004006F4      jalr     $t9 ; __isoc99_scanf
.text:004006F8      la       $a0, aD # "%d" ; branch delay slot
; wywołaj printf():
.text:004006FC      lw       $gp, 0x20+var_10($sp)
.text:00400700      lui      $a0, 0x40
; pobierz adres x:
.text:00400704      la       $v0, x
.text:00400708      la       $t9, printf
; załaduj wartość ze zmiennej "x" i przekaz ją do funkcji printf() przez $a1:
.text:0040070C      lw       $a1, (x - 0x41099C)($v0)
.text:00400710      jalr     $t9 ; printf
.text:00400714      la       $a0, aYouEnteredD__ # "You entered %d...\n"
; branch delay slot
; epilog:
.text:00400718      lw       $ra, 0x20+var_4($sp)
.text:0040071C      move    $v0, $zero
.text:00400720      jr      $ra
.text:00400724      addiu   $sp, 0x20 ; branch delay slot
...

```

```
.sbss:0041099C # Segment type: Uninitialized
.sbss:0041099C .sbss
.sbss:0041099C .globl x
.sbss:0041099C x: .space 4
.sbss:0041099C
```

IDA nie wyświetliła wszystkich informacji, więc spójrzmy na listing wygenerowany za pomocą objdump oraz komentarze:

Listing 1.82: Optymalizujący GCC 4.4.5 (objdump)

```
1 004006c0 <main>:
2 ; prolog:
3 4006c0: 3c1c0042 lui gp,0x42
4 4006c4: 27bdf0e0 addiu sp,sp,-32
5 4006c8: 279c8940 addiu gp,gp,-30400
6 4006cc: afbf001c sw ra,28(sp)
7 4006d0: afbc0010 sw gp,16(sp)
8 ; wywołaj puts():
9 4006d4: 8f998034 lw t9,-32716(gp)
10 4006d8: 3c040040 lui a0,0x40
11 4006dc: 0320f809 jalr t9
12 4006e0: 248408f0 addiu a0,a0,2288 ; branch delay slot
13 ; wywołaj scanf():
14 4006e4: 8fbc0010 lw gp,16(sp)
15 4006e8: 3c040040 lui a0,0x40
16 4006ec: 8f998038 lw t9,-32712(gp)
17 ; przygotuj adres x:
18 4006f0: 8f858044 lw a1,-32700(gp)
19 4006f4: 0320f809 jalr t9
20 4006f8: 248408fc addiu a0,a0,2300 ; branch delay slot
21 ; wywołaj printf():
22 4006fc: 8fbc0010 lw gp,16(sp)
23 400700: 3c040040 lui a0,0x40
24 ; pobierz adres x:
25 400704: 8f828044 lw v0,-32700(gp)
26 400708: 8f99803c lw t9,-32708(gp)
27 ; załaduj wartość ze zmiennej "x" i przekaż ją do funkcji printf() przez $a1:
28 40070c: 8c450000 lw a1,0(v0)
29 400710: 0320f809 jalr t9
30 400714: 24840900 addiu a0,a0,2304 ; branch delay slot
31 : epilog:
32 400718: 8fbc001c lw ra,28(sp)
33 40071c: 00001021 move v0,zero
34 400720: 03e00008 jr ra
35 400724: 27bd0020 addiu sp,sp,32 ; branch delay slot
36 ; kilka instrukcji NOP do wyrównania początku kolejnej funkcji do granicy 16
    bajtów
37 400728: 00200825 move at,at
38 40072c: 00200825 move at,at
```

Teraz widać, że adres zmiennej *x* jest wczytywany z 64KiB bufora danych za pomocą GP i ujemnego przesunięcia (linia 18). Co więcej, adresy trzech kolejnych zewnętrz-

nych funkcji (`puts()`, `scanf()`, `printf()`) również wczytywane są z tego globalnego bufora, za pomocą GP (linia 9, 16 i 26). GP wskazuje na środek bufora, a takie przesunięcie świadczy o tym, że adresy trzech funkcji oraz zmiennej *x* są przechowywane gdzieś na jego początku. Ma to sens, ponieważ nasz przykład jest bardzo prosty.

Warto zauważyć, że funkcja kończy się dwiema instrukcjami **NOP** (`MOVE $AT, $AT` — puste instrukcje), by wyrównać początek kolejnej funkcji do granicy 16 bajtów.

Zainicjalizowane zmienne globalne

Zmieńmy nasz przykład, nadając zmiennej *x* wartość:

```
int x=10; // wartość domyślna
```

Teraz IDA pokazuje, że zmienna *x* jest wczytywana z sekcji `.data`:

Listing 1.83: Optymalizujący GCC 4.4.5 (IDA)

```
.text:004006A0 main:
.text:004006A0
.text:004006A0 var_10 = -0x10
.text:004006A0 var_8  = -8
.text:004006A0 var_4  = -4
.text:004006A0
.text:004006A0      lui      $gp, 0x42
.text:004006A4      addiu     $sp, -0x20
.text:004006A8      li       $gp, 0x418930
.text:004006AC      sw       $ra, 0x20+var_4($sp)
.text:004006B0      sw       $s0, 0x20+var_8($sp)
.text:004006B4      sw       $gp, 0x20+var_10($sp)
.text:004006B8      la       $t9, puts
.text:004006BC      lui      $a0, 0x40
.text:004006C0      jalr     $t9 ; puts
.text:004006C4      la       $a0, aEnterX      # "Enter X:"
.text:004006C8      lw       $gp, 0x20+var_10($sp)
; przygotuj starsze bity adresu x:
.text:004006CC      lui      $s0, 0x41
.text:004006D0      la       $t9, __isoc99_scanf
.text:004006D4      lui      $a0, 0x40
; dodaj młodsze bity adresu x:
.text:004006D8      addiu     $a1, $s0, (x - 0x410000)
; adres x jest teraz w $a1.
.text:004006DC      jalr     $t9 ; __isoc99_scanf
.text:004006E0      la       $a0, aD      # "%d"
.text:004006E4      lw       $gp, 0x20+var_10($sp)
; pobierz słowo z pamięci:
.text:004006E8      lw       $a1, x
; wartość x jest teraz w $a1.
.text:004006EC      la       $t9, printf
.text:004006F0      lui      $a0, 0x40
.text:004006F4      jalr     $t9 ; printf
.text:004006F8      la       $a0, aYouEnteredD____ # "You entered %d...\n"
.text:004006FC      lw       $ra, 0x20+var_4($sp)
```

```

.text:00400700      move    $v0, $zero
.text:00400704      lw      $s0, 0x20+var_8($sp)
.text:00400708      jr      $ra
.text:0040070C      addiu   $sp, 0x20

...

.data:00410920      .globl x
.data:00410920 x:    .word 0xA

```

Dlaczego nie z `.sdata`? Być może wpływają na to pewne opcje GCC?

W każdym razie, *x* jest w `.data`, a jest to pamięć współdzielona. Możemy zobaczyć jak taka pamięć jest wykorzystywana.

Adres zmiennej jest konstruowany za pomocą pary instrukcji.

W naszym przykładzie są to LUI („Load Upper Immediate”) i ADDIU („Add Immediate Unsigned Word”).

Poniżej listing wygenerowany za pomocą objdump, do bardziej szczegółowej analizy:

Listing 1.84: Optymalizujący GCC 4.4.5 (objdump)

```

004006a0 <main>:
 4006a0: 3c1c0042      lui      gp,0x42
 4006a4: 27bdf0e0      addiu   sp,sp,-32
 4006a8: 279c8930      addiu   gp,gp,-30416
 4006ac: afbf001c      sw      ra,28(sp)
 4006b0: afb00018      sw      s0,24(sp)
 4006b4: afbc0010      sw      gp,16(sp)
 4006b8: 8f998034      lw      t9,-32716(gp)
 4006bc: 3c040040      lui      a0,0x40
 4006c0: 0320f809      jalr    t9
 4006c4: 248408d0      addiu   a0,a0,2256
 4006c8: 8fbc0010      lw      gp,16(sp)
; przygotuj starsze bity adresu x:
 4006cc: 3c100041      lui      s0,0x41
 4006d0: 8f998038      lw      t9,-32712(gp)
 4006d4: 3c040040      lui      a0,0x40
; dodaj młodsze bity adresu x:
 4006d8: 26050920      addiu   a1,s0,2336
; adres x jest teraz w $a1.
 4006dc: 0320f809      jalr    t9
 4006e0: 248408dc      addiu   a0,a0,2268
 4006e4: 8fbc0010      lw      gp,16(sp)
; starsza część adresu wciąż jest w $s0.
; dodaj młodsze bity i pobierz słowo z pamięci:
 4006e8: 8e050920      lw      a1,2336(s0)
; wartość x jest teraz w $a1.
 4006ec: 8f99803c      lw      t9,-32708(gp)
 4006f0: 3c040040      lui      a0,0x40
 4006f4: 0320f809      jalr    t9
 4006f8: 248408e0      addiu   a0,a0,2272
 4006fc: 8fbf001c      lw      ra,28(sp)

```

400700:	00001021	move	v0,zero
400704:	8fb00018	lw	s0,24(sp)
400708:	03e00008	jr	ra
40070c:	27bd0020	addiu	sp,sp,32

Widać, że po zbudowaniu adresu za pomocą LUI i ADDIU starsze bity wciąż znajdują się w rejestrze \$S0. Można teraz zakodować przesunięcie w instrukcji LW („Load Word”), by za pomocą tylko tej jednej instrukcji załadować zmienną z pamięci i przekazać do funkcji `printf()`.

Wiemy już, że rejestry przechowujące tymczasowe dane mają prefiks T-. W przykładzie widzimy również takie, które rozpoczynają się od S- — są to rejestry, których zawartość musi zostać zachowana, jeśli funkcja planuje ich użyć (np. muszą być gdzieś zapisana, a później przywrócone). Dzięki temu, gdy wywołujemy daną funkcję, to po jej zakończeniu i powrocie sterowania dane w tych rejestrach będą takie same, jak przed jej wywołaniem.

Dlatego wartość \$S0 została ustawiona w adresie 0x4006cc, a następnie ponownie użyta pod adresem 0x4006e8, po wywołaniu funkcji `scanf()`. Funkcja `scanf()` nie zmieniła tej wartości.

1.12.4 `scanf()`

Jak wspomniano wcześniej, używanie `scanf()` w dzisiejszych czasach jest nieco staroświeckie. Jeśli jednak musisz to zrobić, należy się upewnić czy wykonanie `scanf()` zakończyło się poprawnie, bez żadnego błędu.

```
#include <stdio.h>

int main()
{
    int x;
    printf ("Enter X:\n");

    if (scanf ("%d", &x)==1)
        printf ("You entered %d...\n", x);
    else
        printf ("What you entered? Huh?\n");

    return 0;
};
```

Zgodnie ze standardem `scanf()`⁷⁶ zwraca liczbę pól, które zostały z sukcesem wczytane i zapisane.

W naszym przypadku, jeśli wszystko pójdzie dobrze i użytkownik wprowadził liczbę, `scanf()` zwróci 1. W przypadku wystąpienia błędu (lub EOF⁷⁷), zwróci 0.

Dodaliśmy więcej kodu by sprawdzić co zwraca `scanf()` i wypiszmy ewentualne komunikaty o błędach.

⁷⁶`scanf`, `wscanf`: [MSDN](#)

⁷⁷End of File

Poniżej pokazano program w działaniu:

```
C:\...\>ex3.exe
Enter X:
123
You entered 123...

C:\...\>ex3.exe
Enter X:
ouch
What you entered? Huh?
```

MSVC: x86

Poniżej wynik kompilacji pod MSVC 2010:

```
    lea eax, DWORD PTR _x$[ebp]
    push    eax
    push    OFFSET $SG3833 ; '%d', 00H
    call    _scanf
    add esp, 8
    cmp     eax, 1
    jne     SHORT $LN2@main
    mov     ecx, DWORD PTR _x$[ebp]
    push    ecx
    push    OFFSET $SG3834 ; 'You entered %d...', 0aH, 00H
    call    _printf
    add esp, 8
    jmp     SHORT $LN1@main
$LN2@main:
    push    OFFSET $SG3836 ; 'What you entered? Huh?', 0aH, 00H
    call    _printf
    add esp, 4
$LN1@main:
    xor     eax, eax
```

Funkcja wywołująca (`main()`) potrzebuje rezultatu zwróconego przez **funkcję wywoływaną** (`scanf()`), więc **funkcja wywoływana** zwraca go za pomocą rejestru EAX.

Rezultat sprawdzamy za pomocą instrukcji `CMP EAX, 1` (*CoMPare*) — porównujemy wartość w rejestrze EAX z liczbą 1.

Instrukcja `JNE` to skok warunkowy, następujący po `CMP`. `JNE` oznacza *Jump if Not Equal*.

Jeśli wartość w EAX jest różna od 1, **CPU** przekaże sterowanie pod adres z operandu instrukcji `JNE`, w naszym przypadku jest to `$LN2@main`. Przekazanie sterowania pod ten adres oznacza wykonanie funkcji `printf()` z argumentem `What you entered? Huh?`. Jeśli natomiast `scanf()` zakończyła się sukcesem i wartość w EAX jest równa 1, skok warunkowy nie zostanie wykonany i kolejno zostanie wywołana funkcja `printf()`, z dwoma argumentami: `'You entered %d...'` i wartością `x`.

W tym drugim przypadku - gdy `scanf()` zakończyła się poprawnie - nie ma potrzeby wykonywać drugiego wywołania funkcji `printf()`, stąd przed wywołaniem znajduje się instrukcja `JMP` (skok bezwarunkowy). Instrukcja przekazuje sterowanie w miejsce za drugim wywołaniem `printf()`, ale przed instrukcją `XOR EAX, EAX`, która realizuje `return 0`.

Można powiedzieć, że porównywanie dwóch wartości jest zwykle realizowane przez parę instrukcji `CMP/Jcc`, gdzie *cc* oznacza *condition code* (kod warunku). `CMP` porównuje dwie wartości i ustawia flagę procesora⁷⁸. `Jcc` sprawdza te flagi i decyduje czy przekazać sterowanie pod podany adres.

Zabrzmiało to paradoksalnie, ale instrukcja `CMP` to tak na prawdę `SUB` (subtract - odejmij). Nie tylko `CMP`, ale wszystkie instrukcje arytmetyczne modyfikują flagi procesora. Jeśli porównamy 1 z 1, $1 - 1$ daje 0, więc flaga `ZF` zostanie ustawiona. W żadnym innym przypadku flaga `ZF` nie zostanie ustawiona, poza tym gdy operandy są sobie równe. `JNE` sprawdza tylko flagę `ZF` i wykonuje skok, jeśli nie jest ustawiona. `JNE` jest synonimem `JNZ` (*Jump if Not Zero*). Asembler tłumaczy zarówno `JNE` jak i `JNZ` na ten sam kod operacji (opcode). Instrukcja `CMP` może być zastąpiona przez `SUB` i prawie wszystko powinno działać poprawnie, poza tym, że `SUB` zmieni wartość pierwszego operandu na wynik operacji odejmowania. `CMP` to *SUB bez zapisywania wyniku operacji, ale ze zmianą flag*.

MSVC: x86: IDA

Nadszedł czas na uruchomienie programu `IDA` i pokazanie jego możliwości. Przy okazji, początkującym pomoże ustawienie opcji `/MD` w `MSVC`, co spowoduje, że wszystkie funkcje biblioteki standardowej nie będą statycznie zlinkowane do pliku wykonywalnego, ale zostaną zaimportowane z `MSVCR*.DLL` podczas wykonania. Dzięki temu łatwiej będzie zobaczyć, które funkcje z biblioteki standardowej zostały użyte i gdzie.

Podczas analizy kodu w programie `IDA` warto dla siebie (i innych) robić notatki. W tym przypadku widzimy, że skok `JNZ` wykona się w przypadku błędu. Można przesunąć kursor do etykiety, nacisnąć „n” i zmienić nazwę na „error”. Zmienimy również nazwę kolejnej etykiety na „exit”.

Poniżej listing po zmianach nazw:

```
.text:00401000 _main proc near
.text:00401000
.text:00401000 var_4 = dword ptr -4
.text:00401000 argc = dword ptr 8
.text:00401000 argv = dword ptr 0Ch
.text:00401000 envp = dword ptr 10h
.text:00401000
.text:00401000      push    ebp
.text:00401001      mov     ebp, esp
.text:00401003      push    ecx
.text:00401004      push    offset Format ; "Enter X:\n"
.text:00401009      call    ds:printf
.text:0040100F      add     esp, 4
.text:00401012      lea     eax, [ebp+var_4]
```

⁷⁸rejestr `FLAGS`, więcej o tym przeczytasz pod adresem: [wikipedia](https://pl.wikipedia.org/wiki/Rejestr_FLAGS).

```

.text:00401015      push     eax
.text:00401016      push     offset aD ; "%d"
.text:0040101B      call     ds:scanf
.text:00401021      add      esp, 8
.text:00401024      cmp      eax, 1
.text:00401027      jnz      short error
.text:00401029      mov      ecx, [ebp+var_4]
.text:0040102C      push     ecx
.text:0040102D      push     offset aYou ; "You entered %d...\n"
.text:00401032      call     ds:printf
.text:00401038      add      esp, 8
.text:0040103B      jmp      short exit
.text:0040103D
.text:0040103D error: ; CODE XREF: _main+27
.text:0040103D      push     offset aWhat ; "What you entered? Huh?\n"
.text:00401042      call     ds:printf
.text:00401048      add      esp, 4
.text:0040104B
.text:0040104B exit: ; CODE XREF: _main+3B
.text:0040104B      xor      eax, eax
.text:0040104D      mov      esp, ebp
.text:0040104F      pop      ebp
.text:00401050      retn
.text:00401050 _main endp

```

Te drobne modyfikacje ułatwiły zrozumienie kodu, jednak nie warto przesadzać i komentować każdej instrukcji.

W **IDA** możesz również ukryć (zwinąć) kod wybranej funkcji. Zaznacz blok kodu, wcisnij Ctrl-„-” na klawiaturze numerycznej i wpisz tekst, który ma zostać wyświetlony zamiast kodu.

Ukryjmy dwa bloki kodu i nadajmy im nazwy:

```

.text:00401000 _text segment para public 'CODE' use32
.text:00401000      assume cs:_text
.text:00401000      ;org 401000h
.text:00401000 ; ask for X
.text:00401012 ; get X
.text:00401024      cmp     eax, 1
.text:00401027      jnz     short error
.text:00401029 ; print result
.text:0040103B      jmp     short exit
.text:0040103D
.text:0040103D error: ; CODE XREF: _main+27
.text:0040103D      push    offset aWhat ; "What you entered? Huh?\n"
.text:00401042      call    ds:printf
.text:00401048      add     esp, 4
.text:0040104B
.text:0040104B exit: ; CODE XREF: _main+3B
.text:0040104B      xor     eax, eax
.text:0040104D      mov     esp, ebp
.text:0040104F      pop     ebp
.text:00401050      retn

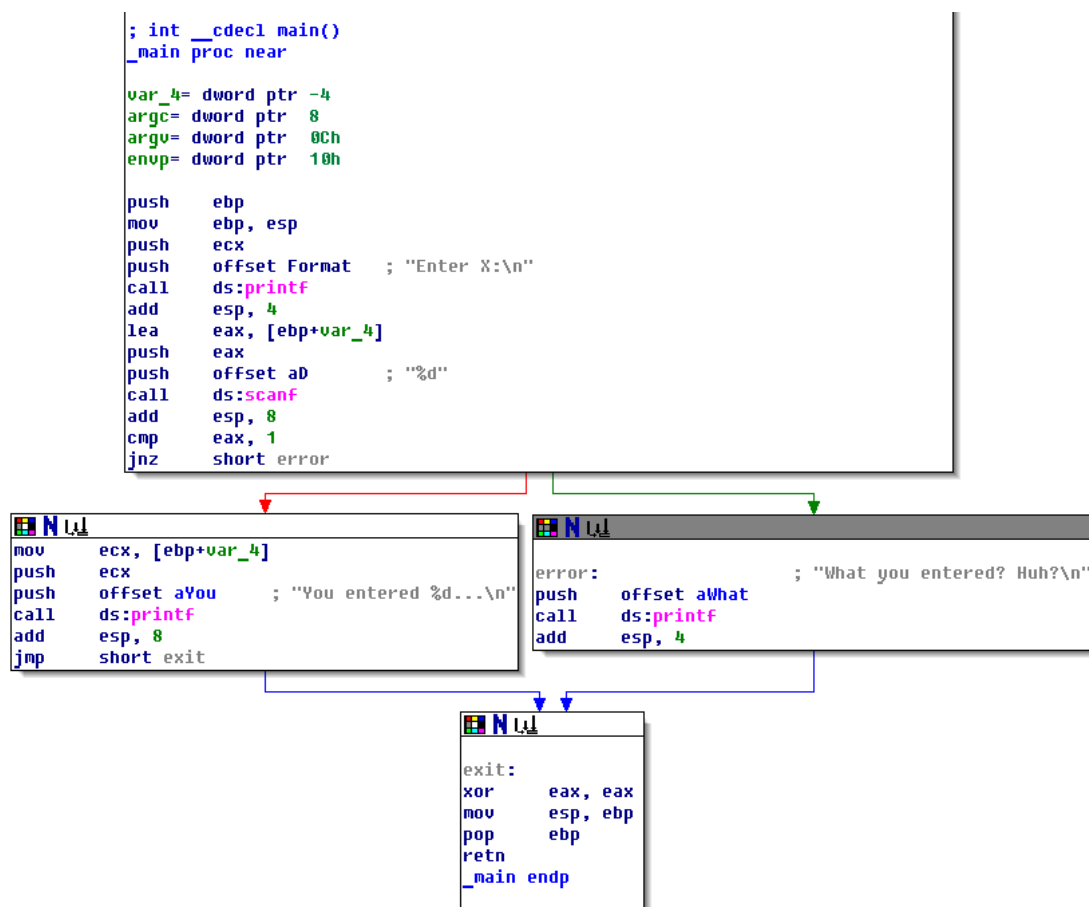
```



```
.text:00401050 _main endp
```

By rozwinąć poprzednio zwinięte fragmenty, użyj Ctrl-„+” na klawiaturze numerycznej.

Po naciśnięciu „spacji” zobaczymy reprezentację funkcji w postaci grafu.



Rysunek 1.18: Tryb grafu w IDA

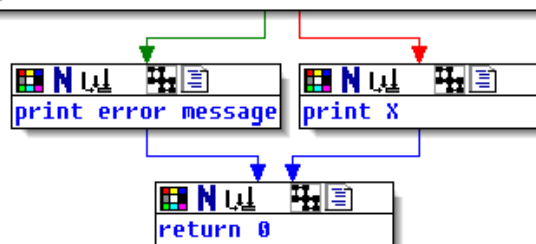
Z każdego skoku warunkowego wychodzą dwie strzałki: zielona i czerwona. Zielona wskazuje blok, który się wykona w przypadku wykonania skoku, a czerwona - blok, który się wykona, gdy do skoku nie dojdzie.

W tym trybie można zwinąć węzły i nadać nazwę tak stworzonej „grupie węzłów”. Zrobmy to dla 3 bloków:

```
; int __cdecl main()
_main proc near

var_4= dword ptr -4
argc= dword ptr 8
argv= dword ptr 0Ch
envp= dword ptr 10h
```

```
push    ebp
mov     ebp, esp
push    ecx
push    offset Format    ; "Enter X:\n"
call    ds:printf
add     esp, 4
lea     eax, [ebp+var_4]
push    eax
push    offset aD        ; "%d"
call    ds:scanf
add     esp, 8
cmp     eax, 1
jnz     short error
```

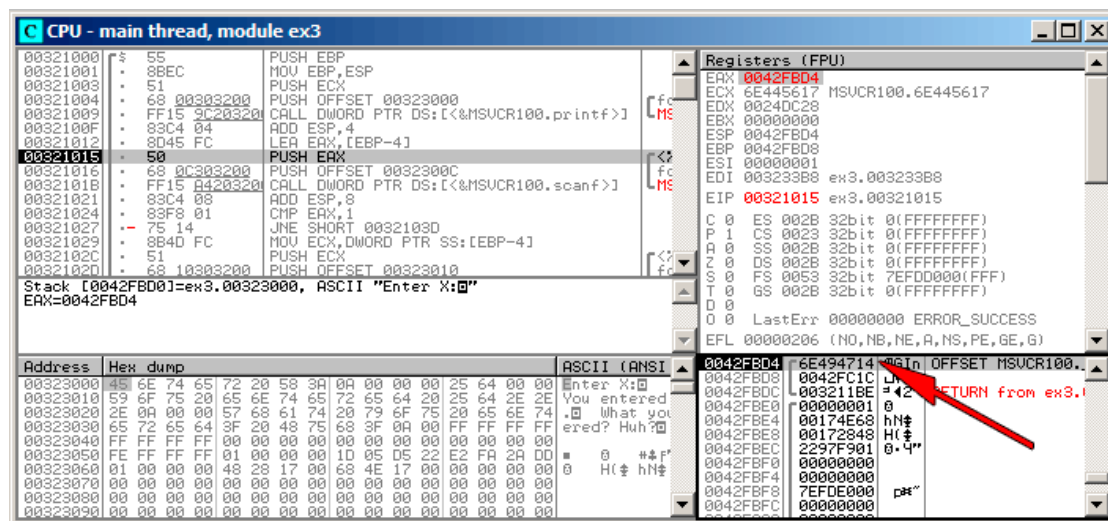


Rysunek 1.19: Tryb grafu w IDA przy 3 zwiniętych węzłach

Jest to dość użyteczne. Można powiedzieć, że istotną częścią pracy osoby zajmującej się inżynierią wsteczną (a także każdego innego badacza) jest ograniczenie ilości informacji.

MSVC: x86 + OllyDbg

Spróbujemy zhackować nasz program w OllyDbg, zmuszając go, by uznał, że funkcja `scanf()` wykonała się bez błędów. Kiedy adres zmiennej lokalnej jest przekazywany do `scanf()`, zmienna początkowo zawiera przypadkową wartość, w tym wypadku `0x6E494714`:



Rysunek 1.20: OllyDbg: przekazywanie adresu zmiennej do `scanf()`

Kiedy wykonywana jest funkcja `scanf()`, w konsoli wpisujemy coś, co z pewnością nie jest liczbą, na przykład „asdasd”. `scanf()` kończy działanie z 0 w EAX, co wskazuje na wystąpienie błędu.

Możemy sprawdzić wartość zmiennej lokalnej na stosie i zauważyć, że się ona nie zmieniła. W rzeczy samej, dlaczego funkcja `scanf()` miała by cokolwiek tam zapisać? Jej wykonanie nie spowodowało nic, poza zwróceniem zera.

Spróbujmy „zhackować” nasz program. Kliknij prawym przyciskiem na EAX, wśród opcji znajduje się „Set to 1” (*ustaw na 1*). To jest to, czego szukamy.

Mamy teraz 1 w EAX, a więc kolejne sprawdzenie powinno się wykonać zgodnie z oczekiwaniami i `printf()` powinna wyświetlić wartość zmiennej ze stosu.

Po wznowieniu wykonania programu (F9) widzimy następujący efekt w oknie konsoli:

Listing 1.85: console window

```
Enter X:
asdasd
You entered 1850296084...
```

1850296084 to postać dziesiętna liczby, którą widzieliśmy na stosie (0x6E494714)!

MSVC: x86 + Hiew

Na tym przykładzie pokażemy proste *poprawianie* plików wykonalnych. Tak zmodyfikujemy program, by zawsze wypisał wejście wprowadzony przez użytkownika, niezależnie od jego treści.

Zakładając, że plik wykonywalny jest linkowany dynamicznie z MSVCR*.DLL (kompilacja z opcją /MD), zobaczymy funkcję `main()` na początku sekcji `.text`. Otwórzmy plik w Hiew i znajdziemy początek sekcji `.text` (Enter, F8, F6, Enter, Enter).

Widzimy:

```

Hiew: ex3.exe
C:\Polygon\ollydbg\ex3.exe  F8  a32 PE .00401000
.00401000: 55          push     ebp
.00401001: 8BEC       mov      ebp,esp
.00401003: 51          push     ecx
.00401004: 6800304000 push     000403000 ;'Enter X:' --E1
.00401009: FF1594204000 call     printf
.0040100F: 83C404     add      esp,4
.00401012: 8D45FC     lea      eax,[ebp][-4]
.00401015: 50          push     eax
.00401016: 680C304000 push     00040300C --E2
.0040101B: FF158C204000 call     scanf
.00401021: 83C408     add      esp,8
.00401024: 83F801     cmp      eax,1
.00401027: 7514       jnz      .0040103D --E3
.00401029: 8B4DFC     mov      ecx,[ebp][-4]
.0040102C: 51          push     ecx
.0040102D: 6810304000 push     000403010 ;'You entered %d...'
.00401032: FF1594204000 call     printf
.00401038: 83C408     add      esp,8
.0040103B: EB0E       jmps     .0040104B --E5
.0040103D: 6824304000 3push    000403024 ;'What you entered?'
.00401042: FF1594204000 call     printf
.00401048: 83C404     add      esp,4
.0040104B: 33C0       xor      eax,eax
.0040104D: 8BE5       mov      esp,ebp
.0040104F: 5D          pop      ebp
.00401050: C3         retn ; ~~~~~
.00401051: B84D5A0000 mov      eax,00005A4D ;' ZM'
1Global 2FileBlk 3CryBlk 4ReLoad 5OrdLdr 6String 7Direct 8Table 9byte 10Leave 11Nak

```

Rysunek 1.21: Hiew: funkcja `main()`

Hiew znajduje łańcuchy znaków [ASCIIZ](#)⁷⁹ i je wyświetla, tak samo dzieje się również z nazwami zaimportowanych funkcji.

⁷⁹ASCII Zero ()

Przesuń kursor do adresu `.00401027` (znajduje się tam instrukcja `JNZ`, którą musimy ominąć), naciśnij `F3` i wpisz „`9090`” (co oznacza dwie instrukcje `NOP`):

View: ex3.exe		C:\Polygon\ollydbg\ex3.exe		FWO EDITMODE		a32 PE 0000	
00000400:	55	push	ebp				
00000401:	8BEC	mov	ebp,esp				
00000403:	51	push	ecx				
00000404:	6800304000	push	000403000 ; '@0 '				
00000409:	FF1594204000	call	d,[000402094]				
0000040F:	83C404	add	esp,4				
00000412:	8D45FC	lea	eax,[ebp][-4]				
00000415:	50	push	eax				
00000416:	680C304000	push	00040300C ; '@00'				
0000041B:	FF158C204000	call	d,[00040208C]				
00000421:	83C408	add	esp,8				
00000424:	83F801	cmp	eax,1				
00000427:	90	nop					
00000428:	90	nop					
00000429:	8B4DFC	mov	ecx,[ebp][-4]				
0000042C:	51	push	ecx				
0000042D:	6810304000	push	000403010 ; '@00'				
00000432:	FF1594204000	call	d,[000402094]				
00000438:	83C408	add	esp,8				
0000043B:	EB0E	jmps	00000044B				
0000043D:	6824304000	push	000403024 ; '@0\$'				
00000442:	FF1594204000	call	d,[000402094]				
00000448:	83C404	add	esp,4				
0000044B:	33C0	xor	eax,eax				
0000044D:	8BE5	mov	esp,ebp				
0000044F:	5D	pop	ebp				
00000450:	C3	ret	; - - - - -				

Rysunek 1.22: Hiew: zastąpienie JNZ przez dwie instrukcje NOP

Następnie naciśnij F9 (update). Plik wykonywalny został zapisany na dysk i będzie się zachowywał zgodnie z naszymi oczekiwaniami.

Dwie instrukcje **NOP** nie są najbardziej eleganckim rozwiązaniem. Innym sposobem byłoby poprawienie instrukcji przez zapisanie 0 do drugiego bajtu kodu operacji (**przesunięcie skoku**), by JNZ zawsze skakała do kolejnej instrukcji.

Można też program zmodyfikować w drugą stronę: zastąpić pierwszy bajt przez EB, nie zmieniając drugiego bajtu ([przesunięcie skoku](#)). Otrzymamy wtedy skok bezwarunkowy, który zawsze będzie zachodził, przez co za każdym razem dostaniemy wiadomość o błędzie.

MSVC: x64

Pracujemy ze zmiennymi typu *int*, które na x86-64 wciąż będą 32-bitowe, stąd w kodzie zobaczymy wykorzystanie 32-bitowych części rejestrów (z prefiksem E-). Jednak przy pracy ze wskaźnikami będą używane 64-bitowe rejestry, z prefiksem R-.

Listing 1.86: MSVC 2012 x64

```

_DATA    SEGMENT
$SG2924 DB  'Enter X:', 0aH, 00H
$SG2926 DB  '%d', 00H
$SG2927 DB  'You entered %d...', 0aH, 00H
$SG2929 DB  'What you entered? Huh?', 0aH, 00H
_DATA    ENDS

_TEXT    SEGMENT
x$ = 32
main     PROC
$LN5:
    sub rsp, 56
    lea rcx, OFFSET FLAT:$SG2924 ; 'Enter X:'
    call    printf
    lea rdx, QWORD PTR x$[rsp]
    lea rcx, OFFSET FLAT:$SG2926 ; '%d'
    call    scanf
    cmp eax, 1
    jne SHORT $LN2@main
    mov edx, DWORD PTR x$[rsp]
    lea rcx, OFFSET FLAT:$SG2927 ; 'You entered %d...'
    call    printf
    jmp SHORT $LN1@main
$LN2@main:
    lea rcx, OFFSET FLAT:$SG2929 ; 'What you entered? Huh?'
    call    printf
$LN1@main:
    ; zwróć 0
    xor eax, eax
    add rsp, 56
    ret 0
main     ENDP
_TEXT    ENDS
END

```

ARM**ARM: Optymalizujący Keil 6/2013 (tryb Thumb)**

Listing 1.87: Optymalizujący Keil 6/2013 (tryb Thumb)

```

var_8    = -8

        PUSH    {R3,LR}
        ADR     R0, aEnterX      ; "Enter X:\n"

```



```

        BL      __2printf
        MOV     R1, SP
        ADR     R0, aD          ; "%d"
        BL      __0scanf
        CMP     R0, #1
        BEQ     loc_1E
        ADR     R0, aWhatYouEntered ; "What you entered? Huh?\n"
        BL      __2printf

loc_1A:                                ; CODE XREF: main+26
        MOV     R0, #0
        POP     {R3,PC}

loc_1E:                                ; CODE XREF: main+12
        LDR     R1, [SP,#8+var_8]
        ADR     R0, aYouEnteredD___ ; "You entered %d...\n"
        BL      __2printf
        B       loc_1A

```

Nowymi instrukcjami są CMP i [BEQ](#)⁸⁰.

CMP jest równoważna instrukcji o takiej samej nazwie z x86. Odejmuje ona jeden argument od drugiego (bez zapisywania wyniku) i ustawia odpowiednie flagi procesora.

[BEQ](#) skacze pod inny adres, jeśli wartość flagi Z jest równa 1. Taka sytuacja w naszym przykładzie zajdzie, jeśli wartość rejestru i liczby z operandów instrukcji CMP będą sobie równe (tym samym ich różnica będzie równa 0). Tak samo zachowuje się instrukcja JZ na x86.

Cała reszta kodu jest bardzo prosta: przepływ sterowania dzieli się na dwa rozgałęzienia, które spotykają się w punkcie, gdzie 0 jest zapisywane do rejestru R0 jako wartość zwracana. Następnie funkcja się kończy.

ARM64

Listing 1.88: Nieoptymalizujący GCC 4.9.1 ARM64

```

1  .LC0:
2      .string "Enter X:"
3  .LC1:
4      .string "%d"
5  .LC2:
6      .string "You entered %d...\n"
7  .LC3:
8      .string "What you entered? Huh?"
9  f6:
10 ; zapisz FP i LR w ramce stosu:
11     stp x29, x30, [sp, -32]!
12 ; ustaw wskaźnik ramki stosu (FP=SP)
13     add x29, sp, 0

```

⁸⁰(PowerPC, ARM) Branch if Equal

```

14 ; załaduj wskaźnik na łańcuch znaków "Enter X:":
15     adrp    x0, .LC0
16     add x0, x0, :lo12:.LC0
17     bl     puts
18 ; załaduj wskaźnik na łańcuch znaków "%d":
19     adrp    x0, .LC1
20     add x0, x0, :lo12:.LC1
21 ; oblicz adres zmiennej x na stosie lokalnym:
22     add x1, x29, 28
23     bl     __isoc99_scanf
24 ; scanf() zwraca wynik przez rejestr W0
25 ; sprawdź go:
26     cmp w0, 1
27 ; BNE oznacza Branch if Not Equal
28 ; jeśli W0<>1, skocz do L2
29     bne .L2
30 ; w tym miejscu W0=1, co oznacza brak błędu
31 ; załaduj wartość x ze stosu lokalnego
32     ldr w1, [x29,28]
33 ; załaduj wskaźnik na łańcuch znaków "You entered %d...\n":
34     adrp    x0, .LC2
35     add x0, x0, :lo12:.LC2
36     bl     printf
37 ; przeskocz przez kod wyświetlający "What you entered? Huh?":
38     b      .L3
39 .L2:
40 ; załaduj wskaźnik na łańcuch znaków "What you entered? Huh?":
41     adrp    x0, .LC3
42     add x0, x0, :lo12:.LC3
43     bl     puts
44 .L3:
45 ; zwróć 0
46     mov w0, 0
47 ; przywróć FP i LR:
48     ldp x29, x30, [sp], 32
49     ret

```

Przeptyw sterowania w tym przypadku rozgałęzia się dzięki parze instrukcji CMP/BNE (Branch if Not Equal).

MIPS

Listing 1.89: Optymalizujący GCC 4.4.5 (IDA)

```

.text:004006A0 main:
.text:004006A0
.text:004006A0 var_18    = -0x18
.text:004006A0 var_10    = -0x10
.text:004006A0 var_4     = -4
.text:004006A0
.text:004006A0          lui     $gp, 0x42
.text:004006A4          addiu  $sp, -0x28
.text:004006A8          li      $gp, 0x418960

```

```

.text:004006AC      sw      $ra, 0x28+var_4($sp)
.text:004006B0      sw      $gp, 0x28+var_18($sp)
.text:004006B4      la      $t9, puts
.text:004006B8      lui      $a0, 0x40
.text:004006BC      jalr     $t9 ; puts
.text:004006C0      la      $a0, aEnterX      # "Enter X:"
.text:004006C4      lw      $gp, 0x28+var_18($sp)
.text:004006C8      lui      $a0, 0x40
.text:004006CC      la      $t9, __isoc99_scanf
.text:004006D0      la      $a0, aD          # "%d"
.text:004006D4      jalr     $t9 ; __isoc99_scanf
.text:004006D8      addiu   $a1, $sp, 0x28+var_10 # branch delay slot
.text:004006DC      li      $v1, 1
.text:004006E0      lw      $gp, 0x28+var_18($sp)
.text:004006E4      beq     $v0, $v1, loc_40070C
.text:004006E8      or      $at, $zero      # branch delay slot, NOP
.text:004006EC      la      $t9, puts
.text:004006F0      lui      $a0, 0x40
.text:004006F4      jalr     $t9 ; puts
.text:004006F8      la      $a0, aWhatYouEntered # "What you entered?
                        Huh?"
.text:004006FC      lw      $ra, 0x28+var_4($sp)
.text:00400700      move    $v0, $zero
.text:00400704      jr      $ra
.text:00400708      addiu   $sp, 0x28

.text:0040070C loc_40070C:
.text:0040070C      la      $t9, printf
.text:00400710      lw      $a1, 0x28+var_10($sp)
.text:00400714      lui      $a0, 0x40
.text:00400718      jalr     $t9 ; printf
.text:0040071C      la      $a0, aYouEnteredD___ # "You entered
                        %d...\n"
.text:00400720      lw      $ra, 0x28+var_4($sp)
.text:00400724      move    $v0, $zero
.text:00400728      jr      $ra
.text:0040072C      addiu   $sp, 0x28

```

scanf() zwraca wynik wykonania przez rejestr \$V0. Jest on sprawdzany pod adresem 0x004006E4, przez porównanie jego wartości z \$V1 (wartość 1 została zapisana do \$V1 wcześniej, pod adresem 0x004006DC). BEQ oznacza „Branch Equal”. Jeśli dwie wartości są sobie równe (w naszym przykładzie tak będzie w przypadku sukcesu), sterowanie skacze pod adres 0x0040070C.

Ćwiczenie

Jak widać, instrukcja JNE/JNZ może być łatwo zastąpiona przez JE/JZ i vice versa (a BNE przez BEQ i vice versa). Jednak należy pamiętać o zamianie miejscami bloków kodu do wykonania. Spróbuj to zrobić w ramach ćwiczeń.

1.12.5 Ćwiczenie

- <http://challenges.re/53>

1.13 Warto zauważyć: zmienne globalne vs zmienne lokalne

Teraz już wiesz, że zmienne globalne są wypełniane zerami przez OS przy starcie programu (1.12.3 on page 103, [ISO/IEC 9899:TC3 (C C99 standard), (2007)6.7.8p10]), a zmienne lokalne nie (1.9.4 on page 52).

Czasami możesz zapomnieć zainicjalizować zmienną globalną, a program polega na tym, że jej wartość na starcie wynosi 0. Następnie zmieniasz program i przenosisz zmienną do funkcji, zmieniając ją na lokalną. Jednak tym razem jej wartość nie będzie wynosiła 0, co może prowadzić do nieprzyjemnych błędów.

1.14 Dostęp do przekazanych argumentów

Poznaliśmy już jak [funkcja wywołująca](#) przekazuje argumenty przez stos do [funkcji wywoływanej](#). Ale w jaki sposób [funkcja wywoływana](#) może się do nich dostać?

Listing 1.90: Prosty przykład

```
#include <stdio.h>

int f (int a, int b, int c)
{
    return a*b+c;
};

int main()
{
    printf ("%d\n", f(1, 2, 3));
    return 0;
};
```

1.14.1 x86

MSVC

Poniżej wynik kompilacji (MSVC 2010 Express):

Listing 1.91: MSVC 2010 Express

_TEXT	SEGMENT
_a\$ = 8	; size = 4
_b\$ = 12	; size = 4
_c\$ = 16	; size = 4
_f PROC	
push	ebp

```

    mov ebp, esp
    mov eax, DWORD PTR _a$[ebp]
    imul    eax, DWORD PTR _b$[ebp]
    add eax, DWORD PTR _c$[ebp]
    pop ebp
    ret 0
_f  ENDP

_main  PROC
    push    ebp
    mov ebp, esp
    push    3 ; 3rd argument
    push    2 ; 2nd argument
    push    1 ; 1st argument
    call    _f
    add esp, 12
    push    eax
    push    OFFSET $SG2463 ; '%d', 0aH, 00H
    call    _printf
    add esp, 8
    ; return 0
    xor eax, eax
    pop ebp
    ret 0
_main  ENDP

```

Na listingu widać, jak funkcja `main()` odkłada na stos 3 liczby i wywołuje `f(int, int, int)`.

Dostęp do argumentów `f()` uzyskuje za pomocą makr, jak np.:

`_a$ = 8`, podobnie jak do zmiennych lokalnych, ale z dodatnim przesunięciem. Niejako adresujemy pamięć *poza stosem*, gdyż stos rośnie w dół, a my dodajemy wartość dodatnią `_a$` do rejestru EBP (wskaźnik ramki stosu).

Następnie wartość `a` jest zapisywana do EAX. Po wykonaniu instrukcji `IMUL`, wartość w EAX jest iloczynem wartości z EAX i wartości wskazywanej przez przesunięcie `_b`.

Kolejno wykonywana jest instrukcja `ADD`, która dodaje wartość pokazywaną przez przesunięcie `_c` do EAX.

Wartość w EAX już nie musi być nigdzie zapisywana, gdyż jest to wynik funkcji, a w tej konwencji wywoływania jest on zwracany przez rejestr EAX. Po powrocie [funkcja wywołująca](#) pobiera wartość z EAX i używa jako argumentu do `printf()`.

MSVC + OllyDbg

Prześledźmy działanie programu w OllyDbg. Gdy zatrzymamy się na pierwszej instrukcji w `f()`, używającej jednego z argumentów (pierwszego), widać, że EBP pokazuje na [ramkę stosu](#) (oznaczona czerwonym prostokątem).

Pierwszym elementem w ramce stosu jest zapisana wartość EBP, drugim jest [RA](#) (adres powrotu), trzecim jest pierwszy argument funkcji, następnie drugi i trzeci.

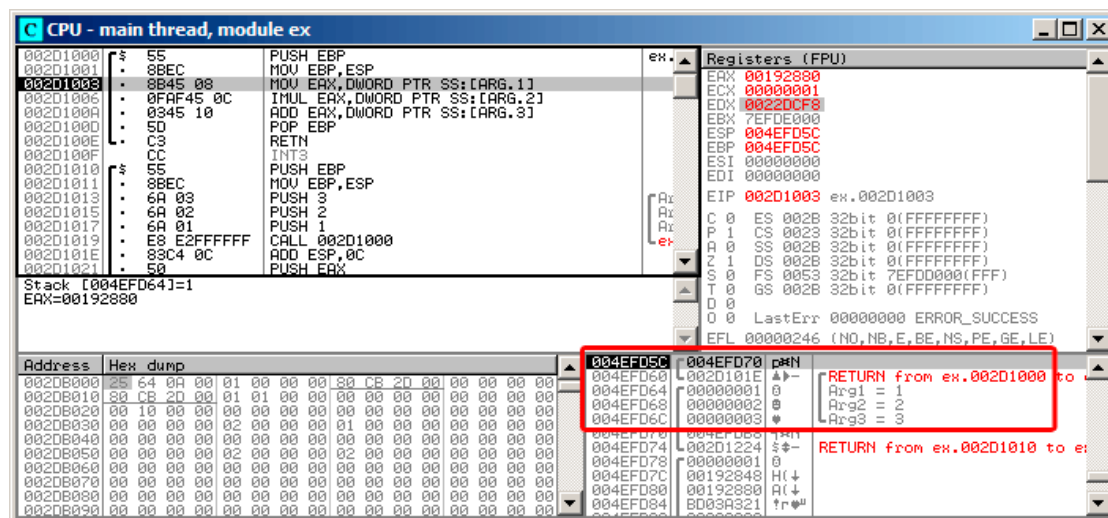
Do odwołania się do pierwszego argumentu należy dodać dokładnie 8 (dwa 32-bitowe słowa) do EBP.

OllyDbg potrafi to rozpoznać i dodać odpowiednie komentarze do elementów na stosie:

„RETURN from” czy „Arg1 = ...”, etc.

Tak naprawdę - argumenty funkcji nie należą do ramki stosu funkcji, są elementami ramki stosu **funkcji wywołującej**.

Z tego powodu OllyDbg oznaczył argumenty „Arg” jako elementy innej ramki stosu.



Rysunek 1.23: OllyDbg: inside of f () function

GCC

Skompilujmy ten sam przykład w GCC 4.4.1 i podejrzujmy rezultat w programie **IDA**:

Listing 1.92: GCC 4.4.1

```

public f
f
proc near

arg_0    = dword ptr 8
arg_4    = dword ptr 0Ch
arg_8    = dword ptr 10h

        push    ebp
        mov     ebp, esp
        mov     eax, [ebp+arg_0] ; 1 argument
        imul    eax, [ebp+arg_4] ; 2 argument
        add     eax, [ebp+arg_8] ; 3 argument
        pop     ebp
        retn
f
endp

public main

```

```

main    proc near

var_10  = dword ptr -10h
var_C   = dword ptr -0Ch
var_8   = dword ptr -8

        push    ebp
        mov     ebp, esp
        and     esp, 0FFFFFF0h
        sub     esp, 10h
        mov     [esp+10h+var_8], 3 ; 3 argument
        mov     [esp+10h+var_C], 2 ; 2 argument
        mov     [esp+10h+var_10], 1 ; 1 argument
        call    f
        mov     edx, offset aD ; "%d\n"
        mov     [esp+10h+var_C], eax
        mov     [esp+10h+var_10], edx
        call    _printf
        mov     eax, 0
        leave
        retn
main    endp

```

Efekt jest taki sam, z małymi różnicami, które już omówiliśmy wcześniej.

[Wskaźnik stosu](#) nie jest przywracany po dwóch wywołaniach funkcji (f oraz printf()), ponieważ przedostatnia instrukcja LEAVE (?? on page ??) zajmie się tym na końcu.

1.14.2 x64

Rzecz wygląda nieco inaczej na x86-64. Argumenty funkcji (pierwsze 4 lub 6) są przekazywane przez rejestry, a więc [funkcja wywoływana](#) odczytuje je z rejestrów zamiast ze stosu.

MSVC

Optymalizujący MSVC:

Listing 1.93: Optymalizujący MSVC 2012 x64

```

$SG2997 DB  '%d', 0aH, 00H

main    PROC
        sub     rsp, 40
        mov     edx, 2
        lea     r8d, QWORD PTR [rdx+1] ; R8D=3
        lea     ecx, QWORD PTR [rdx-1] ; ECX=1
        call    f
        lea     rcx, OFFSET FLAT:$SG2997 ; '%d'
        mov     edx, eax
        call    printf
        xor     eax, eax
        add     rsp, 40

```

```

    ret 0
main    ENDP

f    PROC
    ; ECX - 1 argument
    ; EDX - 2 argument
    ; R8D - 3 argument
    imul    ecx, edx
    lea     eax, DWORD PTR [r8+rcx]
    ret 0
f    ENDP

```

Jak widać, funkcja `f()` odczytuje wartości wszystkich argumentów z rejestrów.

Instrukcja `LEA` została użyta do zrealizowania dodawania, najwyraźniej kompilator uznał, że będzie szybsza niż `ADD`.

`LEA` jest również używana w funkcji `main()` do przygotowania pierwszego i trzeciego argumentu funkcji `f()`. Kompilator zdecydował, że będzie to szybsze niż klasyczne załadowanie wartości do rejestru za pośrednictwem instrukcji `MOV`.

Rzucmy okiem na wynik nieoptymalizującego MSVC:

Listing 1.94: MSVC 2012 x64

```

f                proc near
; shadow space:
arg_0            = dword ptr  8
arg_8            = dword ptr 10h
arg_10           = dword ptr 18h

    ; ECX - 1 argument
    ; EDX - 2 argument
    ; R8D - 3 argument
    mov     [rsp+arg_10], r8d
    mov     [rsp+arg_8], edx
    mov     [rsp+arg_0], ecx
    mov     eax, [rsp+arg_0]
    imul    eax, [rsp+arg_8]
    add     eax, [rsp+arg_10]
    retn
f                endp

main            proc near
    sub     rsp, 28h
    mov     r8d, 3 ; 3 argument
    mov     edx, 2 ; 2 argument
    mov     ecx, 1 ; 1 argument
    call    f
    mov     edx, eax
    lea     rcx, $SG2931 ; "%d\n"
    call    printf

    ; return 0

```


	xor	eax, eax
	add	rsp, 28h
	ret	
main	endp	

Wynik kompilacji wygląda dość dziwnie, ponieważ wszystkie 3 argumenty z rejestrów zostały z jakiegoś powodu odłożone na stos.

Nazywamy to „shadow space” ⁸¹:

Każda funkcja w Win64 może (ale nie musi) zapisać tam wartości 4 argumentów, przekazywanych przez rejestry. Dzieje się to z dwóch powodów: 1) przeznaczanie całego rejestru (lub nawet 4 rejestrów) na argumenty jest rozrzucone, więc dostęp do nich będzie zachodził przez stos 2) ułatwia to debuggowanie, gdyż debugger zawsze wie, gdzie znaleźć argumenty funkcji ⁸².

Czasami duże funkcje mogą zapisywać swoje argumenty do „shadow space”, jeśli będą one wykorzystywane podczas wykonania, ale małe funkcje nie muszą tego robić.

Odpowiedzialnością [funkcji wywołującej](#) jest zaalokowanie na stosie miejsca na „shadow space”.

GCC

Optymalizujący GCC generuje dość zrozumiały kod:

Listing 1.95: Optymalizujący GCC 4.4.6 x64

```
f:
; EDI - 1 argument
; ESI - 2 argument
; EDX - 3 argument
imul    esi, edi
lea     eax, [rdx+rsi]
ret

main:
sub     rsp, 8
mov     edx, 3
mov     esi, 2
mov     edi, 1
call    f
mov     edi, OFFSET FLAT:..LC0 ; "%d\n"
mov     esi, eax
xor     eax, eax ; liczba rejestrów wektorowych z argumentami
call    printf
xor     eax, eax
add     rsp, 8
ret
```

⁸¹[MSDN](#)

⁸²[MSDN](#)

Nieoptymalizujący GCC:

Listing 1.96: GCC 4.4.6 x64

```
f:
; EDI - 1 argument
; ESI - 2 argument
; EDX - 3 argument
push    rbp
mov rbp, rsp
mov DWORD PTR [rbp-4], edi
mov DWORD PTR [rbp-8], esi
mov DWORD PTR [rbp-12], edx
mov eax, DWORD PTR [rbp-4]
imul    eax, DWORD PTR [rbp-8]
add eax, DWORD PTR [rbp-12]
leave
ret
main:
push    rbp
mov rbp, rsp
mov edx, 3
mov esi, 2
mov edi, 1
call    f
mov edx, eax
mov eax, OFFSET FLAT:.LC0 ; "%d\n"
mov esi, edx
mov rdi, rax
mov eax, 0 ; liczba rejestrów wektorowych z argumentami
call    printf
mov eax, 0
leave
ret
```

W System V *NIX ([Michael Matz, Jan Hubicka, Andreas Jaeger, Mark Mitchell, *System V Application Binary Interface. AMD64 Architecture Processor Supplement*, (2013)]⁸³) nie ma wymagania o „shadow space”, ale **funkcje wywoływane** mogą zapisywać swoje argumenty przy niedoborze rejestrów.

GCC: uint64_t zamiast int

Nasz przykład wykorzystuje 32-bitowy typ *int*, dlatego używane są 32-bitowe części rejestrów (z prefiksem E-).

Zmodyfikujmy nieco przykład, by użyć wartości 64-bitowych:

```
#include <stdio.h>
#include <stdint.h>

uint64_t f (uint64_t a, uint64_t b, uint64_t c)
```

⁸³Dostęp także przez <https://software.intel.com/sites/default/files/article/402129/mpx-linux64-abi.pdf>

```

{
    return a*b+c;
};

int main()
{
    printf ("%lld\n", f(0x1122334455667788,
                        0x1111111122222222,
                        0x3333333344444444));
    return 0;
};

```

Listing 1.97: Optymalizujący GCC 4.4.6 x64

```

f      proc near
        imul     rsi, rdi
        lea      rax, [rdx+rsi]
        retn
f      endp

main   proc near
        sub      rsp, 8
        mov      rdx, 3333333344444444h ; 3 argument
        mov      rsi, 1111111122222222h ; 2 argument
        mov      rdi, 1122334455667788h ; 1 argument
        call     f
        mov      edi, offset format ; "%lld\n"
        mov      rsi, rax
        xor      eax, eax ; liczba rejestrów wektorowych z argumentami
        call     _printf
        xor      eax, eax
        add      rsp, 8
        retn
main   endp

```

Kod jest taki sam, ale tym razem użyto *całych* rejestrów (z prefiksem R-).

1.14.3 ARM

Nieoptymalizujący Keil 6/2013 (tryb ARM)

```

.text:000000A4 00 30 A0 E1      MOV     R3, R0
.text:000000A8 93 21 20 E0      MLA     R0, R3, R1, R2
.text:000000AC 1E FF 2F E1      BX     LR
...
.text:000000B0                main
.text:000000B0 10 40 2D E9      STMFD   SP!, {R4,LR}
.text:000000B4 03 20 A0 E3      MOV     R2, #3
.text:000000B8 02 10 A0 E3      MOV     R1, #2
.text:000000BC 01 00 A0 E3      MOV     R0, #1
.text:000000C0 F7 FF FF EB      BL     f
.text:000000C4 00 40 A0 E1      MOV     R4, R0
.text:000000C8 04 10 A0 E1      MOV     R1, R4

```

.text:000000CC	5A 0F 8F E2	ADR	R0, aD_0	; "%d\n"
.text:000000D0	E3 18 00 EB	BL	__2printf	
.text:000000D4	00 00 A0 E3	MOV	R0, #0	
.text:000000D8	10 80 BD E8	LDMFD	SP!, {R4,PC}	

Funkcja `main()` po prostu wywołuje dwie inne funkcje, przekazując trzy wartości do pierwszej z nich —(`f()`).

Jak zauważyliśmy poprzednio, w ARM 4 pierwsze wartości są zwykle przekazywane przez 4 pierwsze rejestry (R0-R3).

Funkcja `f()` używa trzech pierwszych (R0-R2) do przechowywania argumentów.

Instrukcja `MLA` (*Multiply Accumulate*) mnoży dwa pierwsze operandy (R3 i R1), dodaje do ich iloczynu trzeci (R2) a wynik zapisuje do rejestru zerowego (R0), który, zgodnie ze standardem, służy do zwracania wartości z funkcji.

Jednoczesne mnożenie i dodawanie (*Fused multiply-add*)⁸⁴ jest bardzo użyteczną operacją. Na x86 nie było takich instrukcji przed wprowadzaniem rozszerzenia FMA (zestaw nowych instrukcji typu SIMD)⁸⁵.

Pierwsza instrukcja `MOV R3, R0`, jest nadmiarowa (operację można by zrealizować za pomocą tylko jednej instrukcji `MLA`). Kompilator pominął optymalizację, gdyż pracował w trybie z wyłączoną optymalizacją.

Instrukcja `BX` zwraca sterowanie do adresu przechowywanego w rejestrze `LR` i, jeśli trzeba, zmienia tryb pracy procesora z Thumb na ARM bądź odwrotnie. Może się to okazać niezbędne, gdyż funkcja `f()` nie wie z jakiego kodu jest wywoływana, może to być zarówno ARM jak i Thumb. Zatem jeśli jest wywoływana z kodu Thumb, `BX` zwróci sterowanie do funkcji wywołującej i zmieni tryb procesora na Thumb. Jeśli funkcja została wywołana z kodu ARM, wtedy nie zmieni trybu [*ARM(R) Architecture Reference Manual, ARMv7-A and ARMv7-R edition, (2012)A2.3.2*].

Optymalizujący Keil 6/2013 (tryb ARM)

.text:00000098			f	
.text:00000098	91 20 20 E0	MLA	R0, R1, R0, R2	
.text:0000009C	1E FF 2F E1	BX	LR	

Widać funkcję `f()` skompilowaną za pomocą kompilatora Keil w trybie z pełną optymalizacją (-O3).

Instrukcja `MOV` została usunięta. Teraz `MLA` używa wszystkich rejestrów z argumentami i zapisuje wynik do R0, dokładnie tam, skąd funkcja wywołująca tę wartość odczyta.

Optymalizujący Keil 6/2013 (tryb Thumb)

⁸⁴przyp. tłum. - prawdziwe *Fused multiply-add* stosuje jedno zaokrąglenie podczas tej operacji - [Wikipedia](#). Instrukcja `MLA` nie jest opisana jako *Fused* na [stronie Keil](#)

⁸⁵[wikipedia](#)

.text:0000005E 48 43	MULS	R0, R1
.text:00000060 80 18	ADDS	R0, R0, R2
.text:00000062 70 47	BX	LR

Instrukcja MLA nie jest dostępna w trybie Thumb, więc kompilator generuje dwie osobne instrukcje (mnożenie i dodawanie).

Pierwsza instrukcja, MULS, mnoży R0 przez R1 i zapisuje wynik do R0. Druga instrukcja (ADDS) dodaje iloczyn i R2 a wynik zapisuje do R0.

ARM64

Optymalizujący GCC (Linaro) 4.9

Wynik kompilacji jest bardzo prosty. Instrukcja MADD przeprowadza jednoczesne mnożenie i dodawanie (podobnie jak MLA, którą widzieliśmy wcześniej). Wszystkie 3 argumenty są w 32-bitowych częściach rejestrów X, ponieważ są one 32-bitowymi liczbami typu *int*. Wynik jest zwracana przez W0.

Listing 1.98: Optymalizujący GCC (Linaro) 4.9

```
f:
    madd    w0, w0, w1, w2
    ret

main:
; zapisz FP i LR w ramce stosu:
    stp x29, x30, [sp, -16]!
    mov w2, 3
    mov w1, 2
    add x29, sp, 0
    mov w0, 1
    bl f
    mov w1, w0
    adrp    x0, .LC7
    add x0, x0, :lo12:.LC7
    bl printf
; zwróć 0
    mov w0, 0
; przywróć FP i LR
    ldp x29, x30, [sp], 16
    ret

.LC7:
    .string "%d\n"
```

Rozszerzmy typ danych do 64-bitowych liczb typu `uint64_t`:

```
#include <stdio.h>
#include <stdint.h>

uint64_t f (uint64_t a, uint64_t b, uint64_t c)
```

```

{
    return a*b+c;
};

int main()
{
    printf ("%lld\n", f(0x1122334455667788,
                        0x1111111122222222,
                        0x3333333344444444));
    return 0;
};

```

```

f:
    madd    x0, x0, x1, x2
    ret

main:
    mov     x1, 13396
    adrp    x0, .LC8
    stp     x29, x30, [sp, -16]!
    movk    x1, 0x27d0, lsl 16
    add     x0, x0, :lo12:.LC8
    movk    x1, 0x122, lsl 32
    add     x29, sp, 0
    movk    x1, 0x58be, lsl 48
    bl      printf
    mov     w0, 0
    ldp     x29, x30, [sp], 16
    ret

.LC8:
    .string "%lld\n"

```

Funkcja `f()` jest niemal taka sama, używa jednak pełnych 64-bitowych rejestrów X. Duże 64-bit wartości są zapisywane do rejestrów w częściach, patrz: ?? on page ??.

Nieoptymalizujący GCC (Linaro) 4.9

Kompilator z wyłączoną optymalizacją generuje dłuższy kod:

```

f:
    sub     sp, sp, #16
    str     w0, [sp,12]
    str     w1, [sp,8]
    str     w2, [sp,4]
    ldr     w1, [sp,12]
    ldr     w0, [sp,8]
    mul     w1, w1, w0
    ldr     w0, [sp,4]
    add     w0, w1, w0
    add     sp, sp, 16
    ret

```

Kod zapisuje swoje argumenty wejściowe na stosie lokalnym, na wypadek gdyby coś w funkcji musiało użyć rejestrów W0 . . . W2. Dzięki temu unikniemy nadpisywania oryginalnych wartości argumentów funkcji, które mogą być potrzebne w przyszłości.

Jest to nazywane *Register Save Area*. [*Procedure Call Standard for the ARM 64-bit Architecture (AArch64)*, (2013)]⁸⁶. Funkcja wywoływana nie ma obowiązku tego robić. Przypomina to „Shadow Space”: [1.14.2 on page 133](#).

Dlaczego optymalizujący GCC 4.9 pominął kod zapisujący argumenty? Ponieważ przeprowadził analizę i wywnioskował, że argumenty funkcji nie będą potrzebne w przyszłości i rejestry W0 . . . W2 nie będą używane.

Widać również parę instrukcji MUL/ADD zamiast pojedynczej MADD.

1.15 switch()/case/default

1.15.1

```
#include <stdio.h>

void f (int a)
{
    switch (a)
    {
        case 0: printf ("zero\n"); break;
        case 1: printf ("one\n"); break;
        case 2: printf ("two\n"); break;
        default: printf ("something unknown\n"); break;
    };
};

int main()
{
    f (2); // test
};
```

Wnioski

listing.??.

1.15.2 Ćwiczenia

Ćwiczenie#1

Polish text placeholder

⁸⁶Dostęp także przez http://infocenter.arm.com/help/topic/com.arm.doc.ihl0055b/IHL0055B_aapcs64.pdf

1.16 Loops

1.16.1 Ćwiczenia

- <http://challenges.re/54>
- <http://challenges.re/55>
- <http://challenges.re/56>
- <http://challenges.re/57>

1.17 More about strings

1.17.1 strlen()

```
int my_strlen (const char * str)
{
    const char *eos = str;

    while( *eos++ ) ;

    return( eos - str - 1 );
}

int main()
{
    // test
    return my_strlen("hello!");
};
```

ARM

1.18 Replacing arithmetic instructions to other ones

1.18.1 Ćwiczenie

- <http://challenges.re/59>

1.19 Arrays

yy⁸⁷

1.19.1

⁸⁷AKA „homogener Container”.


```
#include <stdio.h>

int main()
{
    int a[20];
    int i;

    for (i=0; i<20; i++)
        a[i]=i*2;

    for (i=0; i<20; i++)
        printf ("a[%d]=%d\n", i, a[i]);

    return 0;
};
```

1.19.2

1.19.3 Wnioski

Tablica jest zbiorem wartości położonych obok siebie w pamięci.

Dotyczy to każdego typu elementów, włączając w to struktury.

Aby uzyskać dostęp do konkretnego elementu tablicy, wystarczy obliczyć jego adres.

1.19.4 Ćwiczenia

- <http://challenges.re/62>
- <http://challenges.re/63>
- <http://challenges.re/64>
- <http://challenges.re/65>
- <http://challenges.re/66>

1.20 Structures

1.20.1 UNIX: struct tm

1.20.2

1.20.3 Ćwiczenia

- <http://challenges.re/71>
- <http://challenges.re/72>

1.21

1.21.1

Rozdział 2

Polish text placeholder

Rozdział 3

Rozdział 4

Java

4.1 Java

4.1.1

4.1.2

4.1.3

Rozdział 5

5.1 Linux

5.2 Windows NT

5.2.1 Windows SEH

SEH

[Matt Pietrek, *A Crash Course on the Depths of Win32™ Structured Exception Handling*, (1997)]¹, [Igor Skochinsky, *Compiler Internals: Exceptions and RTTI*, (2012)]².

5.3

5.4

Pierre Capillon – Black-box cryptanalysis of home-made encryption algorithms: a practical case study.

How to Hack an Expensive Camera and Not Get Killed by Your Wife.

¹Dostęp także przez <http://www.microsoft.com/msj/0197/Exception/Exception.aspx>

²Dostęp także przez <http://yurichev.com/mirrors/RE/Recon-2012-Skochinsky-Compiler-Internals.pdf>

Rozdział 6

Rozdział 7

Książki/blogi warte przeczytania

7.1 Książki i inne materiały

7.1.1 Inżynieria wsteczna

- Eldad Eilam, *Reversing: Secrets of Reverse Engineering*, (2005)
- Bruce Dang, Alexandre Gazet, Elias Bachaalany, Sebastien Josse, *Practical Reverse Engineering: x86, x64, ARM, Windows Kernel, Reversing Tools, and Obfuscation*, (2014)
- Michael Sikorski, Andrew Honig, *Practical Malware Analysis: The Hands-On Guide to Dissecting Malicious Software*, (2012)
- Chris Eagle, *IDA Pro Book*, (2011)
- Reginald Wong, *Mastering Reverse Engineering: Re-engineer your ethical hacking skills*, (2018)

(Stara, ale wciąż interesująca) Pavol Cerven, *Crackproof Your Software: Protect Your Software Against Crackers*, (2002).

Oraz książki Krisa Kaspersky'ego.

7.1.2 Windows

- Mark Russinovich, *Microsoft Windows Internals*
- Peter Ferrie – The “Ultimate” Anti-Debugging Reference¹

Blogi:

- [Microsoft: Raymond Chen](#)

¹<http://pferrie.host22.com/papers/antidebug.pdf>

- nynaeve.net

7.1.3 C/C++

- Brian W. Kernighan, Dennis M. Ritchie, *The C Programming Language*, 2ed, (1988)
- *ISO/IEC 9899:TC3 (C C99 standard)*, (2007)²
- Bjarne Stroustrup, *The C++ Programming Language*, 4th Edition, (2013)
- C++11 standard³
- Agner Fog, *Optimizing software in C++* (2015)⁴
- Marshall Cline, *C++ FAQ*⁵
- Dennis Yurichev, *C/C++ programming language notes*⁶
- JPL Institutional Coding Standard for the C Programming Language⁷

7.1.4 x86 / x86-64

- manuale Intela⁸
- manuale AMD⁹
- Agner Fog, *The microarchitecture of Intel, AMD and VIA CPUs*, (2016)¹⁰
- Agner Fog, *Calling conventions* (2015)¹¹
- *Intel® 64 and IA-32 Architectures Optimization Reference Manual*, (2014)
- *Software Optimization Guide for AMD Family 16h Processors*, (2013)

Trochę stare, ale wciąż interesujące:

Michael Abrash, *Graphics Programming Black Book*, 1997¹² (znany z pracy nad niskopoziomą optymalizacją w takich projektach jak Windows NT 3.1 i id Quake).

7.1.5 ARM

- manuale ARM¹³

²Dostęp także przez <http://www.open-std.org/jtc1/sc22/WG14/www/docs/n1256.pdf>

³Dostęp także przez <http://www.open-std.org/jtc1/sc22/wg21/docs/papers/2013/n3690.pdf>.

⁴Dostęp także przez http://agner.org/optimize/optimizing_cpp.pdf.

⁵Dostęp także przez <http://www.parashift.com/c++-faq-lite/index.html>

⁶Dostęp także przez <http://yurichev.com/C-book.html>

⁷Dostęp także przez https://yurichev.com/mirrors/C/JPL_Coding_Standard_C.pdf

⁸Dostęp także przez <http://www.intel.com/content/www/us/en/processors/architectures-software-developer-manuals.html>

⁹Dostęp także przez <http://developer.amd.com/resources/developer-guides-manuals/>

¹⁰Dostęp także przez <http://agner.org/optimize/microarchitecture.pdf>

¹¹Dostęp także przez http://www.agner.org/optimize/calling_conventions.pdf

¹²Dostęp także przez <https://github.com/jagregory/abrash-black-book>

¹³Dostęp także przez <http://infocenter.arm.com/help/index.jsp?topic=/com.arm.doc.subset.architecture.reference/index.html>

- *ARM(R) Architecture Reference Manual, ARMv7-A and ARMv7-R edition*, (2012)
- [ARM Architecture Reference Manual, ARMv8, for ARMv8-A architecture profile, (2013)]¹⁴
- Advanced RISC Machines Ltd, *The ARM Cookbook*, (1994)¹⁵

7.1.6 Język maszynowy

Richard Blum — Professional Assembly Language.

7.1.7 Java

[Tim Lindholm, Frank Yellin, Gilad Bracha, Alex Buckley, *The Java(R) Virtual Machine Specification / Java SE 7 Edition*] ¹⁶.

7.1.8 UNIX

Eric S. Raymond, *The Art of UNIX Programming*, (2003)

7.1.9 Programowanie

- Brian W. Kernighan, Rob Pike, *Practice of Programming*, (1999)
- Henry S. Warren, *Hacker's Delight*, (2002). Niektórzy twierdzą, że sztuczki z tej książki nie mają dzisiaj znaczenia, ponieważ miały zastosowanie wyłącznie w procesorach RISC, gdzie instrukcje typu branch są kosztowne. Niemniej jednak, wszystko to znacząco ułatwia zrozumienie algebry Boole'a i całej matematyki wokół tego.

7.1.10

- Bruce Schneier, *Applied Cryptography*, (John Wiley & Sons, 1994)
- (Free) Ivh, *Crypto 101*¹⁷
- (Free) Dan Boneh, Victor Shoup, *A Graduate Course in Applied Cryptography*¹⁸.

7.1.11 Coś jeszcze prostszego

Osobom, dla których ta książka jest zbyt trudna i techniczna, polecam łagodne wprowadzenie do niskopoziomowych zagadnień związanych z maszynami liczącymi: "Code: The Hidden Language of Computer Hardware and Software" Charlesa Petzolda.

¹⁴Dostęp także przez [http://yurichev.com/mirrors/ARMv8-A_Architecture_Reference_Manual_\(Issue_A.a\).pdf](http://yurichev.com/mirrors/ARMv8-A_Architecture_Reference_Manual_(Issue_A.a).pdf)

¹⁵Dostęp także przez [https://yurichev.com/ref/ARM%20Cookbook%20\(1994\)/](https://yurichev.com/ref/ARM%20Cookbook%20(1994)/)

¹⁶Dostęp także przez <https://docs.oracle.com/javase/specs/jvms/se7/jvms7.pdf>; <http://docs.oracle.com/javase/specs/jvms/se7/html/>

¹⁷Dostęp także przez <https://www.crypt0101.io/>

¹⁸Dostęp także przez <https://crypto.stanford.edu/~dabo/cryptobook/>

Inną prostą książką jest komiks dla dzieci¹⁹ z 1983 roku, poświęcony mikroprocesorom 6502 i Z80.

¹⁹<https://yurichev.com/mirrors/machine-code-for-beginners.pdf>

Użyte akronimy

	153
OS System operacyjny (Operating System)	ix
PL Język programowania (Programming Language)	vi
ROM Pamięć tylko do odczytu (Read-Only Memory)	107
ALU Jednostka arytmetyczno-logiczna (Arithmetic Logic Unit)	36
LIFO Ostatni na wejściu, pierwszy na wyjściu (Last In First Out)	42
ABI Interfejs binarny aplikacji (Application Binary Interface)	22
PC Program Counter. IP/EIP/RIP w x86/64. PC w ARM.	26
SP wskaźnik stosu. SP/ESP/RSP w x86/x64. SP w ARM.	26
RA adres powrotu	8
PE Portable Executable (format plików wykonywalnych w systemach Windows)	7
LR Link Register	8
IDA Interaktywny deassembler i debugger rozwijany przez Hex-Rays	7
MSVC Microsoft Visual C++	
AKA Also Known As — znany również jako	42
CRT C Runtime library	14
CPU Central Processing Unit	ix
CISC Complex Instruction Set Computing	27
RISC Reduced Instruction Set Computing	3
BSS Block Started by Symbol	34

	154
DBMS Database Management Systems	vi
ISA Instruction Set Architecture (architektura listy rozkazów)	2
SEH Structured Exception Handling	51
ELF Executable and Linkable Format: Format plików wykonywalnych używany w systemach z rodziny *NIX, w szczególności na Linuksie	105
NOP No Operation	9
BEQ (PowerPC, ARM) Branch if Equal	125
RAM Random-Access Memory	107
GCC GNU Compiler Collection	5
ASCIIZ ASCII Zero ()	122
GPR General Purpose Registers (rejstry ogólnego przeznaczenia)	2
GDB GNU Debugger	65
FP Frame Pointer	33
STMFD Store Multiple Full Descending ()	
LDMFD Load Multiple Full Descending ()	
STMED Store Multiple Empty Descending ()	42
LDMED Load Multiple Empty Descending ()	42
STMFA Store Multiple Full Ascending ()	42
LDMFA Load Multiple Full Ascending ()	42
STMEA Store Multiple Empty Ascending ()	42

	155
LDMEA Load Multiple Empty Ascending ()	42
EOF End of File	113
URL Uniform Resource Locator	5

Słownik terminów

anti-pattern coś powszechnie uznanego jako zła praktyka. [45](#), [102](#)

callee funkcja wywoływana. [63](#), [114](#), [128](#), [131](#), [134](#)

caller funkcja wywołująca. [8-11](#), [41](#), [63](#), [114](#), [128-130](#), [133](#)

endianess kolejność bajtów. [30](#), [104](#)

funkcja liść Funkcja, która nie wywołuje żadnej innej. [39](#), [45](#)

GiB gibibajt: 2^{10} (1024) mebibajtów, 2^{20} (1048576) kibibajtów lub 2^{30} (1073741824) bajtów. [22](#)

heap (kopiec, sterta) - przeważnie duży kawałek pamięci, zapewniony aplikacji przez [OS](#) na jej własne potrzeby. `malloc()`/`free()` pracują ze stertą. [43](#)

inkrementować zwiększać o 1. [23](#)

inżynieria wsteczna proces odkrywania jak dana rzecz działa, czasami w celu jej sklonowania. [iii](#)

przesunięcie skoku część kodu operacji instrukcji JMP i Jcc, która jest dodawana do adresu kolejnej instrukcji by wyliczyć nową wartość [PC](#). Może mieć wartość ujemną. [123](#)

ramka stosu Część stosu, która zawiera informacje specyficzne dla bieżącej funkcji: zmienne lokalne, argumenty funkcji, [RA](#), etc.. [92](#), [129](#)

rejestr powrotu (RISC) Rejestr, w który zwykle przechowywany jest adres powrotu. Dzięki temu można wywoływać funkcje-liście (leaf functions) bez używania stosu - a więc szybciej. [44](#)

stdout standardowe wyjście. [29](#), [49](#)

thunk function prosta funkcja, której jedynym zadaniem jest wywołanie innej funkcji. [31](#), [58](#)

wskaźnik stosu rejestr pokazujący na miejsce na stosie. [13](#), [15](#), [27](#), [42](#), [48](#), [59](#), [74](#),
[76](#), [98](#), [131](#)

Indeks

0x0BADF00D, [101](#)
0xCCCCCCCC, [101](#)

Alpha AXP, [3](#)

ARM

DCB, [27](#)

Instructions

ADD, [29](#), [139](#)

ADDS, [137](#)

ADR, [26](#)

ADRP/ADD pair, [33](#), [74](#), [108](#)

B, [73](#)

Bcc, [126](#), [127](#)

BEQ, [125](#)

BL, [26](#), [28](#), [30](#), [31](#), [33](#)

BLX, [30](#)

BX, [136](#)

CMP, [125](#), [126](#)

LDMEA, [42](#)

LDMED, [42](#)

LDMFA, [42](#)

LDMFD, [27](#), [42](#)

LDP, [34](#)

LDR, [76](#), [98](#), [107](#)

MADD, [137](#)

MLA, [136](#)

MOV, [11](#), [27](#), [29](#)

MOVT, [29](#)

MOVT.W, [30](#)

MOVW, [30](#)

MUL, [139](#)

MULS, [137](#)

POP, [26-28](#), [42](#), [44](#)

PUSH, [28](#), [42](#), [44](#)

RET, [34](#)

STMEA, [42](#)

STMED, [42](#)

STMFA, [42](#), [78](#)

STMFD, [26](#), [42](#)

STMIA, [76](#)

STMIB, [78](#)

STP, [33](#), [74](#)

STR, [75](#)

SUB, [76](#)

Leaf function, [45](#)

Mode switching, [136](#)

przełączanie trybów, [30](#)

Rejestry

Link Register, [26](#), [27](#), [44](#), [73](#)

Z, [125](#)

tryb ARM, [3](#)

tryb Thumb-2, [3](#)

tryb Thumb, [3](#)

ARM64

lo12, [74](#)

Biblioteki łączone dynamicznie (DLL, z ang.
Dynamic-Link Library), [30](#)

Boolector, [57](#)

Borland Delphi, [20](#)

Buffer Overflow, [141](#)

C language elements

const, [13](#), [108](#)

Pointers, [90](#), [98](#)

return, [14](#), [114](#)

switch, [139](#)

while, [140](#)

C standard library

alloca(), [48](#)

memcpy(), [17](#), [90](#)

puts(), [29](#)

scanf(), [89](#)

strcpy(), [17](#)

strlen(), [140](#)

cdecl, [59](#)

Compiler intrinsic, [50](#)

-
- ELF, [105](#)
 - fastcall, [20](#), [47](#), [89](#)
 - FORTTRAN, [32](#)
 - Function epilogue, [40](#), [73](#), [76](#)
 - Function prologue, [15](#), [40](#), [44](#), [75](#)
 - Fused multiply-add, [136](#), [137](#)
 - GDB, [39](#), [65](#), [70](#)
 - Hex-Rays, [141](#)
 - Hiew, [122](#)
 - IDA, [115](#), [145](#)
 - var_?, [76](#), [98](#)
 - Intel C++, [13](#)
 - iPod/iPhone/iPad, [25](#)
 - JAD, [7](#)
 - Java, [145](#)
 - Keil, [25](#)
 - LAPACK, [32](#)
 - Linker, [107](#)
 - LLVM, [25](#)
 - MIPS, [3](#)
 - Branch delay slot, [11](#)
 - Global Pointer, [34](#)
 - Instructions
 - ADDIU, [35](#), [112](#), [113](#)
 - BEQ, [127](#)
 - J, [9](#), [11](#), [36](#)
 - JALR, [35](#)
 - LUI, [35](#), [112](#), [113](#)
 - LW, [35](#), [99](#), [113](#)
 - OR, [39](#)
 - SW, [83](#)
 - O32, [83](#), [89](#)
 - Pseudoinstructions
 - LA, [39](#)
 - LI, [11](#)
 - MOVE, [36](#), [111](#)
 - NOP, [39](#), [111](#)
 - MS-DOS, [19](#), [47](#)
 - OllyDbg, [61](#), [93](#), [104](#), [129](#)
 - Oracle RDBMS, [13](#)
 - position-independent code, [26](#)
 - PowerPC, [3](#), [35](#)
 - puts() instead of printf(), [96](#)
 - puts() zamiast printf(), [29](#)
 - Qt, [19](#)
 - rada.re, [18](#)
 - RAM, [107](#)
 - Raspberry Pi, [25](#)
 - Rekurencja, [41](#), [43](#)
 - Relocation, [30](#)
 - ROM, [107](#), [108](#)
 - RSA, [7](#)
 - Shadow space, [133](#), [134](#)
 - składnia AT&T, [16](#), [51](#)
 - składnia Intel, [16](#), [25](#)
 - Software cracking, [19](#)
 - Stos, [42](#), [128](#)
 - Stack frame, [92](#)
 - Stack overflow, [43](#)
 - thunk-functions, [31](#)
 - tryb Thumb-2, [30](#)
 - UNIX
 - chmod, [6](#)
 - Windows
 - Structured Exception Handling, [51](#), [146](#)
 - x86
 - Flags
 - CF, [47](#)
 - Instructions
 - ADD, [13](#), [59](#), [129](#)
 - AND, [15](#)
 - CALL, [13](#), [43](#)
 - CMP, [114](#), [115](#)
 - IMUL, [129](#)
 - INT, [47](#)
 - Jcc, [127](#)
 - JMP, [43](#), [57](#), [73](#)
 - JNE, [114](#), [115](#)
 - JZ, [125](#)
 - LEA, [92](#), [132](#)
 - LEAVE, [15](#)
 - MOV, [11](#), [14](#), [17](#)
 - POP, [13](#), [42](#), [43](#)
 - PUSH, [13](#), [15](#), [42](#), [43](#), [91](#)

RET, [8](#), [10](#), [14](#), [43](#)
SUB, [14](#), [15](#), [115](#)
XOR, [14](#), [114](#)
Rejestr
EAX, [114](#)
EBP, [92](#), [129](#)
ESP, [59](#), [92](#)
Flags, [115](#)
ZF, [115](#)
x86-64, [20](#), [21](#), [68](#), [90](#), [96](#), [124](#), [131](#)
Xcode, [25](#)

Zmienne globalne, [102](#)